*

En generell teori om etiske normer.

*

Morten Rognes

1990

*

§1

Hovedformålet med dette skrift, hvor pretensjonene er forholdsvis beskjedene, er å formulere presiseringer av uttrykkene "etisk norm" og "normativt system" innenfor en velavgrenset språkramme. Dernest vil det bli gitt bevis for en del generelle satser om normer og normative systemer i den innførte betydning slik at man får som resultat en generell teori om etiske normer.

Motivet for å gjøre dette er delvis at normbegrepet synes å spille en viss rolle i all etisk argumentasjon. Å argumentere for en etisk påstand vil vanligvis bestå i at man spesifiserer visse normer samt andre premisser av empirisk og vitenskapelig art og dernest søker å gi bevis for at den etiske påstand følger logisk sett fra disse normene og de andre ikke-normative premissene. Normene som fungerer som premisser kan man i sin tur forsøke å begrunne ytterligere ved
f. eks. å vise at de kan utledes fra svært generelle etiske prinsipper som enten er selvinnlysende, eller av en slik art at man må kunne tro at de fortoner seg uimotsigelige for personer med et visst minimum av fornuft og dømmekraft. Eller man kan forsøke å vise – om det da er mulig – at normene inngår i et normativt system av en mer omfattende art som er i reflektiv likevekt med ens overveide etiske enkeltdommer.

Uansett hvordan man forestiller seg at etisk argumentasjon til fordel for en etisk dom skjer, spiller normer en vesentlig rolle og en nærmere avklaring av dette begrep kan derfor ha en viss interesse selvom dette i seg selv ikke avgjør noen etiske stridsspørsmål.

§2

Vi tar vårt utgangspunkt i språket til den egenskapsteorien som kalles E;3 og som er detaljert beskrevet i Rognes [4], [5]. Et detaljert kjennskap til disse to arbeidene, og også Rognes [1] – [3], er derfor en forutsetning for en noenlunde meningsfull tilegnelse av det som følger. En meget stor grad av fortrolighet med disse arbeidene er også viktig fordi vi her uten videre – og følgelig uten pesielle ytterligere forklaringer – vil benytte fritt den notasjon og de begrepsdannelser som er innført i disse skrifter.[1]

La oss først fastsette det språk vi vil arbeide innenfor. Dette er det språk som fremkommer når det ikke-logiske vokabularet til E;3 utvides med de følgende predikat-konstruksjoner:

(1) "h er et handlingsalternativ som står åpent for personen x ved tidspunktet t i verdenen w". Denne konstruksjonen forkortes "A;w(h,x,t)"[2]

---

[1] Det er av stor viktighet at man leser de arbeidene som er nevnt før man tar fatt på dette. I Rognes [1] gjør vi rede for alle de begreper i tilknytning til kvantifikasjonsteori og mengdelære som vi benytter oss av her. I Rognes [3] gjør vi videre rede for de begreper som har med mulige verdener, utsagn og relasjoner mellom disse å gjøre. Videre fremstiller vi den utsagnsteorien som E;3 er en utvidelse av. I Rognes [2] fremstilles og drøftes visse sider ved det mengdeteoretiske system som forutsettes her. Endelig gjør vi i Rognes [4] og Rognes [5] utførlig rede for systemet E;3 og svært mange begreper i forbindelse med dette system som det er helt nødvendig at man kjenner til ved lesningen av dette skrift. Det er selvfølgelig ikke alt i disse arbeidene som er like viktig for å forstå hovedtrekkene i det vi har å si her, men det er i høyeste grad gunstig å være fortrolig med disse skrifter og ha dem for hånden under studiet av dette arbeid.

[2] Det virker rimelig å tro at predikatet "h er et handlingsalternativ som står åpent for x ved tidspunktet t i verdenen w" er i rimelig grad klart og forståelig, i det minste for de formål vi har her. Når det gjelder vanskeligheter som oppstår når man forsøker å gi en mer presis definisjon av "handlingsalternativ" henviser vi til arbeidene av Prawitz og Bergstrøm som er oppført på referanselisten. I et planlagt arbeid "En teori om

(2) "h er et handlingsalternativ som det etisk sett er forbudt for x å utføre fra og med tidspunktet t i den mulige verden w". Vi benytter "F;w(h,x,t)" som forkortelse for dette predikatet.
(3) "h er et handlingsalternativ som det etisk sett er tillatt for x å utføre fra og med tidspunktet t i den mulige verden w". Vi benytter "T;w(h,x,t)" som forkortelse for dette predikatet.

Dessuten tar vi med de følgende predikater:

(4) "x er en person i verdenen w". Vi forkorter denne predikat-konstruksjonen med "P;w(x)"
(5) "x er et tidspunkt". Dette uttrykk forkortes med "Tp(x)"
(6) "x er et tidspunkt som kommer før tidspunktet y". Denne konstruksjonen forkortes med "x <;f y" hvor vi sløyfer indeksen i uttrykket "<;f" om det ikke kan kan oppstå noen misforståelser i den sammenhengen uttrykket brukes.[3] [4]

Dermed har vi spesifisert vokabularet til det første-ordens språket som vi her i første omgang vil begrense oss til. Dette språket skal vi her kalle "L;N".

§3

Anta nå at L er, ikke språket L;N ovenfor, men et hvilket som helst første-ordens språk, dvs. et predikatlogisk velstrukturert språk som er rikt på ikke-logiske predikater.[5] Vi skal forutsette at L inneholder de følgende ternære predikater som ikke må sammenblandes med konstrukjonene (1) – (3) i §2:

(i) "h er et handlingsalternativ som står åpent for x ved tidspunktet t"
(ii) "h er et handlingsalternativ som det etisk sett er forbudt for x å

handlinger og handlingsalternativer" tar vi i noen grad opp disse problemene. At det er vanskelig å gi en definisjon av et uttrykk behøver selvfølgelig ikke å bety at uttrykket er meningsløst eller at det er nødvendig å gi noen definisjon.

[3] De tidsteoretiske predikatene "x er et tidspunkt" og "x er et tidspunkt som kommer før tidspunkt y" som vi har inkludert i vokabularet til L;N spiller en underordnet rolle i det følgende. Derfor har vi ikke i den teori etterhvert skal beskrive inkludert noen speielle aksiomer for dem. Det ville kanskje være naturlig å anta at "kommer-før"-relasjonen er lineær, tett og kontinuerlig. I så fall kan man legge til aksiomer som sier dette. Poenget her er at hvilke handlingsalternativer som står åpne for en person avhenger av ved hvilket tidspunkt vedkommende befinner seg. Det er derfor viktig at språket inneholder uttrykksmidler som gjør det mulig å omtale tidsforhold.

[4] I forbindelse med språket til E;3 nevner vi det følgende: Vi betegner med L;e det første-ordens språket hvor de ikke-logiske predikatene er utelukkende (1) "x er en mengde" og (1.2) "x er et element i mengden y". (Se i denne forbindelse Rognes [1] og Rognes [2]). Er $\prod$ en mengde med meningsfulle predikater i norsk som ikke er med i vokabularet til L;e betegner "L;e[$\prod$]" det første-ordens språket man får når det ikke-logiske vokabularet til L;e utvides med konstruksjonene i $\prod$ og bare dem. For å få språket til E;3 utvides L;e med de følgende konstruksjoner: (2) "x er et presist deskriptivt utsagn", (3) "x er en mulig verden hvor utsagnet y er sant", (4) "x er en logisk mulig verden", (5) "x er en egenskap av grad y", (6) "x har egenskapen y i verdenen z", (7) "x er et mulig individ". (Se Rognes [4]) Betegner man med $\prod$;1 mengden med konstruksjoner som inneholder (2) – (6) rett ovenfor samt (1) – (6) på den listen som er angitt i hovedteksten kan man si at det språk vi her i første omgang betrakter er L;e[$\prod$;1].

[5] Med et intepretert første-ordens språk forstår vi meget grovt sagt et første-ordens språk der alle predikatene og de logiske konstruksjonene i språket er blitt tilordnet en velavgrenset betydning. En helt detaljert og presis definijon av uttrykket "intepretert første-ordens språk" er gitt i Appendix III i Rognes [5]. Det er viktig at leseren konsulterer denne definisjonen i denne forbindelse.

realisere fra og med tidspunktet t"

(iii) "h er et handlingsalternativ som det etisk sett er tillatt for x å realisere fra og med tidspunktet t"

La oss forkorte disse tre uttrykkene med henholdsvis "A(x,t,h)", "F(x,t,h)" og "T(x,t,h)".[6] Anta nå at g(x,t,h) er en vilkårlig åpen setning i dette språket L som bare inneholder de indikerte variablene "x", "t" og "h" som fri variabler og som i tillegg impliserer den åpne setningen "A(x,t,h)" i L. Da vil vi kalle "g(x,t,h)" for *en normbetingelse i L*. Setningen "(Ax)(At)(Ah)(g(x,t,h) –> F(x,t,h))" vil da bli kalt for *en generell forbudsnorm i L*.[7] Tilsvarende kaller vi setningen "(Ax)(At)(Ah)(g(x,t,h) –> F(x,t,h))" for *en generell tillatelsesnorm i L*.

La oss gi et eksempel. Vi tenker oss at det følgende er en åpen setning i L:

(a) "h er et handlingsalternativ som står åpent for x ved tidspunktet t og det er slik at hvis x realiserer alternativet h fra og med tidspunktet t så vil x bidra direkte til at en person omkommer."

Vi tar det for gitt at den delen av uttrykket (a) som kommer etter "og" representerer et primitivt predikat i L. Benytter vi uttrykket "D(x,t,h)" som forkortelse for den lengere åpne setningen (a) ser man at dette vil være en normbetingelse i L og videre at :

(b) (Ax)(At)(Ah)(D(x,t,h) –> F(x,t,h))

er en generell forbudsnorm i språketL. Det denne setningen utrykker kan utrykkes kortere, men selvfølgelig mindre eksplisitt, ved: "Det å utføre et handlingsalternativ som direkte bidrar til at en person omkommer er etisk sett forbudt." Alt ettersom hvor rikt L tenkes å være på primitive ikke-logiske predikater vil dets uttrykksmuligheter når det gjelder generelle normative setninger av de to typer variere.[8]

Er nå L et intepretert første-ordens språk og P en åpen setning i L som inneholdernøyaktig n fri variabeltegn x;1,...,x;n vil P uttrykke en n-ær egenskap i L, la oss kalle den E;P. Ekstensjonen til denne egenskap i en logisk mulig verden w vil være

---

6 Det er naturligvis viktig at man ikke blander sammen det språk L som omtales her med det fikserte språket L;N som vi ga en presis definisjon av ovenfor. De konstruksjonene som vi omtaler her i forbindelse med L inngår jo som man ser ikke i L;N. Merk at siden språket for mengdelære inngår i L;N kan vi i dette omtale alle slags forhold om mengdeteoretiske strukturer, tall, funksjoner osv. Dette innebærer at vi i L;N også kan omtale den type strukturer som vi her kaller intepreterte første-ordens språk og som kan eksakt defineres innenfor rammen av E;3 slik som vist i Appenix III i Rognes [5].

7 Det er i denne forbindelse viktig å merke seg forskjellen mellom konstruksjonen "x er en forbudsnorm i det intepreterte første ordens språket L" og konstruksjonen "x er en forbudsnorm". Det første predikatet er som man ser et to-plass predikat og en forbudsnorm i et språk av den nevnte type er en setning av en spesiell art. En forbudsnorm er derimot noe vi definerer presist litt senere og er da et ordnet par av en bestemt type hvor komponentene i paret oppfyller visse krav. Predikatet "x er en forbudsnorm", som er et en-plass predikat, må derfor ikke blandes sammen med to-plasspredikatet ovenfor. De to uttrykkene defineres også på vidt forskjellig måte.

8 Det er mulig å formulere ytterst kompliserte normer i et språk av denne typen. Man kan f. eks. tenke seg at F(x,t,h,y;1,...,y;n) er en komplisert åpen setning i L der de indikerte variablene er de eneste som forekommer fri og hvor setningen angir visse krav som skal oppfylles av en person x, handlingsalternativet h og visse personer y;1,....,y;n. Man ser da lett at den åpne setningen
A(x,t,h) & (Ey;1)...(Ey;n)(F(x,t,h,y;1,...,y;n) som bare har "x", "t" og "h" som fri variabeltegn er en normbetingelse i L og at setningen:

(Ax)(At)(Ah)(A(x,t,h) & (Ey;1)...(Ey;n)(F(x,t,h,y;1,...,y;n) –> F(x,t,h)

i så tilfelle vil være en forbudsnorm i L.

mengden av alle de n-tupler <a;1,...,a;n> som oppfyller P i denne mulige verden w og som derfor har egenskapen E;P i verdenen w. Arbeider man nå, slik som nevnt, innenfor rammen av E;3 vil enhver egenskap være en-entydig tilordnet en ekstensjonsfunksjon som til enhver verden w tilordner ekstensjonen til egenskapen i denne verden.[9]

Vi forutsatte ovenfor at L var et intepretert første-ordens språk som inneholdt de tre konstruksjonene (i) – (iii) og som ikke måtte sammenblandes med L;N som fungerer som et metaspråk for dette språk. La oss forsette med å holde fast ved denne forutsetningen. Ser man da på predikatet "A(x,t,h)" i L vil dette uttrykke en bestemt egenskap; la oss kalle den alternativegenskapen. Betrakter man så en vilkårlig verden w vil ekstensjonen til denne alternativegenskapen i verdenen w være klassen av alle de tripler <x',t',h'> som oppfyller den åpne setningen "A(x,t,h)" i verdenen w, mao. Mg(<x,t,h>: A;w(h,x,t)). Setter man derfor per definisjon a(w) = Mg(<x,t,h>: A;w(h,x,t)) er Mg(<w,a(w)>: wêI) en funksjon og den vil være ekstensjonsfunksjonen som er tilordnet den egenskapen som uttrykkes av "A(x,t,h)" i L.[10]

På tilsvarende vis forholder det seg med den åpne setningen "F(x,t,h)" i L. I språket L uttrykker denne åpne setningen egenskapen å være et handlings-alternativ som er etisk sett forbudt for personen x ved tidspunktet t. I en logisk mulig verden w vil det derfor være nøyaktig de tripler <x,t,h> hvor h er et handlingsalternativ som det er forbudt etisk sett for x å realisere fra og med tidspunktet t i verdenen w som utgjør ekstensjonen til denne egenskapen i w. Mao. er ekstensjonen til den nevnte egenskap i verdenen w den følgende mengde: Mg(<x,t,h>: F;w(h,x,t)). Setter man f(w) = Mg(<x,t,h>: F;w(h,x,t)) vil Mg(<w,f(w)>: wêI) være ekstensjonsfunksjonen som svarer til den egenskapen som uttrykkes av "F(x,t,h)" i L.

På akkurat samme måte ser man at Mg(<x,t,h>: T;w(h,x,t)) er ekstensjonen til den egenskap som uttrykkes av den åpne setningen "T(x,t,h)" i verdenen w. Setter man derfor t(w) = Mg(<x,t,h>: T;w(h,x,t)) vil følgelig Mg(<w,t(w)>: wêI) være ekstensjonsfunksjonen til egenskapen uttrykt av "T(x,t,h)" i L.

Vi betegner disse to funksjonene i det følgende med henholdsvis F og T og kaller dem for forbudsfunksjonen og tillatelsesfunksjonen. Bemerkningene her kan sammenfattes i den følgende definisjon:

Definisjon 1 (a) f(w) = Mg(<x,t,h>: F;w(h,x,t))
(b) F = Mg(<w,f(w)>: wêI)
(c) t(w) = Mg(<x,t,h>: T;w(h,x,t))
(d) F = Mg(<w,t(w)>: wêI)

La oss nå vende tilbake til den forbudsnormen (b) som vi ga som et eksempel ovenfor. Normbetingelsen i denne normen var den åpne setningen "D(x,t,h)" som uttrykker en bestemt egenskap i L. Ekstensjonsfunksjonen som er korrelert med denne egenskap vil være et eksempel på det vi her kaller en normbetingelse og som vi definerer på følgende vis:

Definisjon 2 En normbetingelse er en funksjon C som oppfyller de følgende krav:
(i) Func(C)

---

[9] Hva som menes med en n-ær egenskap er forklart utførlig i Rognes [4], "Egenskaper Del I". Hva som menes med ekstensjonsfunksjonen til en n-ær egenskap (n≥1) er også detaljert forklart i dette arbeid. Se Rognes [4], §2, videre §7 og definisjonene og setningene i denne paragraf.

[10] Man ser at a(w) for hver wêI er en mengde med tripler. Derfor er Mg(<w,a(w)>: wêI) en funksjon som tilordner enhver mulig verden en mengde med tripler. Det er altså en ekstensjonsfunksjon og bestemmer derfor entydig en egenskap. Merk at "I" betegner mengden av mulige verdener. Det er mulig å identifisere egenskaper med ekstensjonsfunksjoner. Se Rognes [4], §19.

(ii) Dom(C) = I
(iii) (Aw)(wêI –> M(C(w))
(iv) (Aw)(wêI –> C(w) Inkl Mg(<x,t,h>: A;w(h,x,t)))[11]

Mao. er en normbetingelse ekstensjonsfunksjonen til en egenskap som er slik at et triple <x,t,h> besitter denne egenskap bare hvis h er et handlingsalternativ som står åpent for x ved tidspunktet t. Er nå C en normbetingelse i denne forstand sier vi at triplet <x,t,h> oppfyller C i verdenen w hvis og bare hvis
<x,t,h>êC(w). Istedet for å skrive "<x,t,h>êC(w)" vil vi også av og til skrive "C;w(x,t,h)" såsant dette ikke leder til noen misforståelser.

Anta nå at P er en generell forbudsnorm eller tillatelsesnorm i det intepreterte første-ordens språket L som inneholder de tre predikatene (i) – (iii) og som vi så langt har brukt som eksempel. Da vil antesedenten såvel som konsekventen i P være entydig bestemt. Antesedenten vil uttrykke en bestemt egenskap hvis ekstensjonsfunksjon er en normbetingelse og konsekventen i normsetningen vil være korrelert med T eller F alt ettersom det dreier seg om hvorvidt en setning av formen "T(x,t,h)" eller "F(x,t,h)" er konsekvent. Dette innebærer at enhver normsetning i L kan entydig tilordnes et par av typen <C,T> eller <C,F> der C er en normbetingelse. Det omvendte gjelder også med visse forbehold. Har man for seg et par <C,T> der C lar seg uttrykke i L kan vi lett finne en generell tillatelsesnorm i L som lar seg representere ved dette par. Det samme gjelder par av typen <C,F>.[12]

Av denne grunn er det nærliggende å kalle par som er av typen <C,T> eller <C,F> der C er en normbetingelse for normer. Dette er bakgrunnen for den følgende definisjon som samtidig gir en de presiseringer av "norm" og "normsystem" som vi her har i tankene.

Definisjon 3 (a) En norm er et ordnet par <C,T> eller <C,F> der C er en normbetingelse.
(b) Et normativt system er en hvilken som helst mengde med normer.[13]
(c) Et ordnet normativt system er et ordnet par <S,R> hvor S er et normativt system og hvor R er en preordning over S.

---

[11] Det er klart at Definisjone 1–2 er ment som rent regelgivende definisjoner, mao. er å oppfatte som rene forkortningskonvensjoner. Man ser at en normbetingelse er en ekstensjonsfunksjon. Enhver slik bestemmer entydig en egenskap. Vi kunne derfor ha identifisert en normbetingelse med den egenskapen som bestemmes av en slik ekstensjonsfunksjon. Vi foretrekker imidlertid å arbeide med ekstensjonsfunksjoner her. Hovedsakelig fordi det synes å være litt enklere. Merk at "M(x)" betyr "x er en mengde". (Jmf. den mengdeteoretiske notasjon og terminologi som er innført i Rognes [1] og Rognes [2].)

[12] På dette punkt er det viktig å være klar over følgende: Anta L er et intepretert første-ordens språk av den type som er definert i Rognes [5], Appendix III og som kan omtales innenfor rammen av teorien E;3. (Det skulle være klart at man innenfor rammen av E;3 kan omtale alle slags mengdeteoretiske strukturer, som f. eks. første-ordens språk, de funksjoner som tilordner predikatene i slike språk egenskaper osv.) Da vil det om L er et tellbart språk bare være tellbart uendelig mange åpne setninger i L som eventuelt uttrykker egenskaper. Imidlertid er klassen av egenskaper overtellbar. Dette følger fra aksiomene i E;3 siden mengden av mengden av mulige individer er overtellbar og mengden av mulige verdener er minst tellbart uendelig. Da vil klassen av ekstensjonsfunksjoner og dermed også klassen av egenskaper være overtelbar. Detteinnebærer at det alltid vil finnes en stor mengde med egenskaper som overhodet ikke kan uttrykkes i et tellbart første-ordens språk. Hvis derfor normbetingelse defineres på den måten vi har gjort vil det, om man fikserer et intepretert første-ordens språk på forhånd, alltid finnes normbetingelser som ikke kan representeres ved åpne setninger i dette språk. Dette gjelder om vi forutsetter at mengden av symboler i språket er endelig eller tellbart uendelig.

[13] Universet av normer i denne forstand vil altså helt transendere , dvs, ha større mektighet, et større kardinaltall, enn klassen av alle de normer som kan uttrykkes i et på forhånd gitt språk av den type som vi tidligere har omtalt.

Er n;1,n;2êS og n;1Rn;2, men ikke omvendt, sier vi at normen n;1 er høyere rangert enn normen n;2 i systemet S.[14]

§4

Vi har så langt bare spesifisert en utvidelse av språket til teorien E;3. Dette nye språket kalte vi L;N. Dette språk har nå blitt supplementert med definisjonene Definisjon 1 – 3, men vi har ikke så langt formulert noen nye setninger i L;N som kan tjene som ikke-logiske aksiomer for de nye konstruksjonene i L;N og som, om de legges til de ikke-logiske aksiomene i E;3 gir oss en ny, mer omfattende, teori. Vi skal nå se på endel slike setninger.

Fra aksiomene i E;3 følger det ikke at Mg(x:Tp(x)) og Mg(<w,x>: P;w(x)) er mengder. Heller ikke følger det at hvis P;w(x) så er w en mulig verden. Det kan heller ikke utledes at Mg(<x,t,h>: A;w(h,x,t)) er en mengde for alle wêI. Men alle disse påstandene virker rimelige. La oss formulere dem eksplisitt:

A0.1 Mg(x:Tp(x))
A0.2 Mg(<w,x>: P;w(x))
A0.3 P;w(x) –> wêI
A0.4 (Aw)(wêI –> M(Mg(<x,t,h>: A;w(h,x,t))))[15]

I tillegg virker de følgende setninger rimelige:

A1 A;w(h,x,t) –> (wêI & Tp(t) & P;w(x))
A2 F;w(h,x,t) –> A;w(h,x,t)
A3 T;w(h,x,t) –> A;w(h,x,t)
A4 A;w(h,x,t) –> (T;w(h,x,t) <–> ¬F;w(h,x,t))

Det virker nesten som om man kunne karakterisere disse setningene som opplagte. Vi bemerker at vi i det følgende vil arbeide innenfor den første-ordens teorien man får når språket til E;3 utvides til L;N og man legger A0.1 – A0.4 samt A1 – A4 til E;3 som nye ikke-logiske aksiomer.

Vi vil imidlertid utvide språket ytterligere med ett predikat som det er svært naturlig å betrakte i forbindelse med handlingsalternativer, nemlig :

"x realiserer fra og med tidspunktet t handlingsalternativet h i verdenen w". Dette predikatet forkortes med "Re;w(h,x,t)"

Språket L;N skal altså inkludere dette predikatet i den ikke-logiske delen av vokabularet. Det er imidlertid flere setninger enn bare A0 – A4 vi også vil ta i betraktning.

Er klassen av alle de handlingsalternativer som står åpne for x ved tidspunktet t i verdenen w ikke-tom, virker det rimelig å tro at ikke alle disse alternativene er forbudt i verdenen w. Mao. synes den følgende setning rimelig:

---

[14] Ordnete normative systemer i denne forstand vil ikke bli drøftet akkurat på dette punkt. En diskusjon av visse sider ved denne type normsystemer tas imidlertid opp i §11.

[15] Vi gjør oppmerksom på at vi bruker "M(x)" som forkortelse for "x er en mengde", og at dette er et primitivt predikat i L;N ved siden av medlemskapsrelasjonen "xêy" som leses "x er et element i mengden y". Angående det mengdeteoretiske system som den her beskrevne teori er en utvidelse av, systemet ZFC;u, henviser vi til Rognes [1] og Rognes [2] for en mer utførlig fremstilling.

A5 $A;w(h,x,t) \rightarrow \neg(Ah')(A;w(h',x,t) \rightarrow F;w(h',x,t))$

Det virker også plausibelt å hevde at hvis h er et handlingsalternativ som står åpent for x ved tidspunktet t i verdenen w så må det være logisk mulig for x å realisere dette alternativet fra og med tidspunktet t, mao. det må finnes en logisk mulig verden w' slik at Re;w'(h,x,t). Den følgende setning uttrykker dette:

A6 $A;w(h,x,t) \rightarrow (Ew')(w'\hat{e}I \ \& \ Re;w'(h,x,t))$

Anta videre at klassen av handlingsalternativer som står åpne for x ved tidspunktet t i verdenen w er ikke-tom. Det synes da rimelig å tro at x i verdenen w realiserer et eller annet av disse alternativene fra og med tidspunktet t:

A7 $(Eh)(A;w(h,x,t)) \rightarrow (Eh)(A;w(h,x,t) \ \& Re;w(h,x,t))$

Anta h;1 og h;2 er to distinkte alternativer som står åpne for x ved tidspunktet t i verdenen w. Det synes da å ligge i selve begrepet handlingsalternativ at det er logisk umulig at x fra og med dette tidspunktet t realiserer begge disse to alternativene. Det kan med andre ord ikke finnes noen verden w' der man har at Re;w'(h;1,x,t) & Re;w'(h;2,x,t). Dette kan uttrykkes slik i symboler:

A8 $A;w(h;1,x,t) \ \& \ A;w(h;2,x,t) \ \& \ h;1 \neq h;2 \rightarrow \neg(Ew')(w'\hat{e}I \ \& \ Re;w'(h;1,x,t) \ \& \ Re;w'(h;2,x,t))$

Tilslutt nevner vi en setning som er av en mer triviell natur. Denne sier at dersom x fra og med tidspunktet t realiserer alternativet h i verdenen w så er h et handlingsalternativ som står åpent for x ved tidspunktet t i verdenen w:

A9 $Re;w(h,x,t) \rightarrow A;w(h,x,t)$

Man ser at vi får en mer omfattende teori om språket til E;3 utvides til L;N og vi legger til A0 – A9 som nye ikke-logiske aksiomer. Aksepterer man språkrammen L;N må vi innrømme at A0 – A9 ved første øyekast har en betraktelig grad av plausibilitet. Vi skal derfor fastholde dem i det følgende.

Vi vil kalle den første-ordens teorien som har L;N som språk og hvor de ikke-logiske aksiomene er (a) alle ZFC;u-aksiomene i L;N (b) alle de ikke-logiske aksiomene i E;3 og (c) A0.1 – A0.4, samt A1 – A9, for N1.

N1 er følgelig den generelle teori om etisk tillatelighet og forbudthet som vi fastholder i det følgende. Suppleres denne teorien med de definisjonene som så langt er gitt av bla. norm og normativt system er det mulig å utvikle en generell etisk teori på dette grunnlag.

§5

Selvom aksiomene A1 – A9 i våre øyne har en viss plausibilitet er det ingen grunn til å unndra dem fra diskusjon. Det er særlig to av aksiomene som kan diskuteres, A4 og A5. I det følgende vil vi gjøre dette.

Vi tar vårt utgangspunkt i en ny første-ordens teori. Språket til denne teorien fremkommer fra L;N ved å fjerne de to ikke-logiske predikatene "T;w(h,x,t)" og "F;w(h,x,t)" fra det ikke-logiske vokabularet til L;N og erstatte dem med det følgende predikat:

(5.1) "h;1 er et handlingsalternativ som etisk sett er minst like godt som alternativet h;2 for personen x ved tidspunktet t i verdenen w"
Dette fem-plass predikatet forkortes med "B;w(h;1,h;2,x,t)"

Aksiomer i vår nye teori er for det første (a) alle de ikke-logiske aksiomene i E;3 betraktet over det språk vi nå har angitt. (b) Aksiomene A0.1 – A0.4, samt A1 og A6 – A9. (Vi fjerner altså aksiomene A2 – A5) (c) De følgende ikke-logiske aksiomer for relasjonen B:

B1 B;w(h;1,h;2,x,t) –> A;w(h;1,x,t) & A;w(h;2,x,t)
B2 A;w(h,x,t) –> B;w(h,h,x,t)
B3 B;w(h;1,h;2,x,t) & B;w(h;2,h;3,x,t) –> B;w(h;1,h;3,x,t)
B4 A;w(h;1,x,t) & A;w(h;2,x,t) –> B;w(h;1,h;2,x,t) v B;w(h;2,h;1,x,t)

Som man ser erstatter disse aksiomene dem vi har utelatt i N1, nemlig A2 – A5.

For å kunne formulere vårt siste aksiom trenger vi imidlertid noen definisjoner. Vi lar "B(w,x,t)" betegne mengden av alle de handlings-alternativpar <h;1,h;2> der vi har B;w(h;1,h;2,x,t). Med andre ord er B(w,x,t) minst-like-god-som relasjonen mellom handlingsalternativene som står åpne for x ved tidspunktet t i verdenen w. Man ser at B1 – B4 postulerer at denne relasjonen er en preferanserelasjon.[16] Formelt defineres B(w,x,t) slik:

Definisjon 5.2 $B(w,x,t) = Mg(\langle h;1,h;2\rangle : B;w(h;1,h;2,x,t))$

Vi definerer relasjonen "h;1 er et handlingsalternativ som etisk sett er bedre enn alternativet h;2 for personen x ved tidspunktet t i verdenen w", i symboler "B*(h;1,h;2,x,t)" ved:

Definisjon 5.3 $B^*(w,x,t) = Mg(\langle h;1,h;2\rangle : B;w(h;1,h;2,x,t) \& \neg B;w(h;1,h;2,x,t))$

Anta X er en eller annen mengde og at R er en preferanserelasjon over X. Anta a er en delmengde av X. Med de R-maksimale elementene i a, i symboler "Max(R,a)" forstår vi da alle de elementer y i a som bærer relasjonen R til ethvert element i a. Denne definisjonen kan formaliseres således:

Definisjon 5.4 $Max(R,a) = Mg(y : y \hat{e} a \ \& \ (Ax)(x \hat{e} a \rightarrow R(y,x)))$

Er R f. eks. relasjonen "minst like bra som" og a en mengde med elementer i domenet til denne relasjonen vil Max(R,a) være alle de objekter i a som er minst like bra som alle andre objekter i a. Dette innebærer at det ikke finnes noen elementer i a som er strengt bedre enn dem i Max(R,a).

Vi kan nå formulere vårt femte aksiom. Dette er:

B5 $(Eh)(A;w(h,x,t)) \rightarrow Max(B(w,x,t), Mg(h : A;w(h,x,t))) \neq \emptyset$

B5 uttrykker at dersom det står åpent et eller annet handlingsalternativ for personen x ved tidspunktet t i verdenen w vil klassen av alle de alternativer som står åpne for x ved

[16] Prefernaserelasjoner tas opp i vårt arbeid "Studier i semantikk og erkjennelsesteori. Del II". I dette arbeid viser vi f. eks. en rekke satser om Max-operatoren som innføres nedenfor. Se Rognes [6],[7]. Man bør også i denne forbindelse konsultere de arbeider av Hansson og von Wright som er oppført på referanselisten.

tidspunktet t i verdenen w alltid inneholde visse B(w,x,t)–mamaksimale elementer, mao. visse beste handlingsalternativer.

Dermed har vi gitt en fullstendig definisjon av vår nye teori. Vi kaller den N2.

I denne teorien innføres så "T;w(h,x,t)" og "F;w(h,x,t)" som definerte, ikke-primitive predikater ved den følgende definisjon:

Definisjon 5.5

(a) Alt;w(x,t) = Mg(h: A;w(h,x,t))

(b) T;w(h,x,t) <–> (hêAlt;w(x,t) &
(Ah;1)(h;1êAlt;w(x,t) –> B;w(h,h;1,x,t)))

(c) F;w(h,x,t) <–> (hêAlt;w(x,t) & (Eh;1)(h;1êAlt;w(x,t) &
B;w(h;1,h,x,t) & ¬(B;w(h,h;1,x,t))))

Som det fremgår av definisjonen, punkt (a), vil vi bruke uttrykket "Alt;w(x,t)" som et navn på mengden Mg(h: A;w(h,x,t)).

Det som nå er viktig å bemerke er at hvis vi holder oss til N2 og supplerer denne teorien med definisjonene Definisjon 5.2 – 5.5 kan vi utlede alle aksiomene i N1.

Dette er trivielt for de ikke-logiske aksiomene i E;3 siden disse er et felles element i de to teoriene. Påstanden er selvfølgelig også triviell når det gjelder aksiomene A0.1 – A0.4 og A6 – A9 siden disse aksiomene også er felles for de to teoriene. Derimot må påstanden bevises for aksiomene A2 – A5. La oss gjøre det:

(I) Når det gjelder A2 ser man lett denne setningen følger direkte fra definisjonen av F;w(h,x,t)", Definisjon 5.5, ovenfor.

(II) Tilsvarende er også A3 en helt triviell konsekvens av denne definisjonen.

(III) Når det derimot gjelder A4 er det nødvendig å gi et mer utførlig bevis. Vi beviser først:

(+) T;w(h,x,t) –> ¬F;w(h,x,t)

Anta (1) T;w(h,x,t). Da følger ved hjelp av Definisjon 5.5 at man har:

(2) hêAlt;w(x,t) & (Ah;1)(h;1êAlt;w(x,t) –> B;w(h,h;1,x,t))

Anta for reduktio ad absurdum at (3) F;w(h,x,t). Fra dette og Definisjon 5.5 følger: (4) hêAlt;w(x,t) & (Eh;1)(h;1êAlt;w(x,t) &
B;w(h;1,h,x,t) & ¬(B;w(h,h;1,x,t)))

Fra dette følger eksistensen av h;0 der vi har :

(5) h;0êAlt;w(x,t) & B;w(h;0,h,x,t) & ¬B;w(h,h;0,x,t)

Fra (5) og (2) følger imidlertid B;w(h,h;0,x,t) som strider mot den siste konjunkten i (5). Dette viser at (3) er usann om vi går utfra at (1) holder. Følgelig ¬F;w(h,x,t). Vi konkluderer med at (+) holder. Vi gir dernest et bevis for:

(++) hêAlt;w(x,t) & ¬F;w(h,x,t) –> T;w(h,x,t)

Anta (1) hêAlt;w(x,t) & ¬F;w(h,x,t). Fra dette siste og Definisjon 5.5 følger :

(2) hêAlt;w(x,t) –> ¬(Eh;1)(h;1êAlt;w(x,t) & B;w(h;1,h,x,t) & ¬B;w(h,h;1,x,t))

Fra dette og (1) følger :

(3) ¬(Eh;1)(h;1êAlt;w(x,t) & B;w(h;1,h,x,t) & ¬B;w(h,h;1,x,t))

Herav: (4) (Ah;1)(h;1êAlt;w(x,t) –> ¬(B;w(h;1,h,x,t) & ¬B;w(h,h;1,x,t))) Med andre ord: (5) (Ah;1)(h;1êAlt;w(x,t) & B;w(h;1,h,x,t) –> B;w(h,h;1,x,t)). Anta for vilkårlig h;1 at (6) h;1êAlt;w(x,t). Fra dette (1) og B4 følger da at:

(7) B;w(h;1,h,x,t) v B;w(h,h;1,x,t). I det første tilfelle har vi ved hjelp av (6) og (5) at B;w(h,h;1,x,t). I det andre tilfelle følger det samme helt trivielt. Man har derfor: (8) B;w(h,h;1,x,t). Men h;1 var vilkårlig derfor:

(9) (Ah;1)(h;1êAlt;w(x,t) –> B;w(h,h;1,x,t)). Dette, (1) og Definisjon 5.5 impliserer T;w(h,x,t). Dermed har vi gitt et bevis for (++). Men fra (+) og (++) samlet følger A4. Vi har dermed vist at dette aksiom kan utledes i N2.

(IV) Vi må tilslutt vise at A5 kan utledes i N2. Anta derfor (1) A;w(h,x,t) for vilkårlige h,w,x og t. Fra (1) følger da (Eh)(A;w(h,x,t)) og fra dette og B5 følger:

(2) Max(B(w,x,t), Mg(h: A;w(h,x,t)))≠ø

Fra (2) og Definisjon 5.4 har man:

(3) (Eh)(hêAlt;w(x,t) & (Ah;1)(h;1êAlt;w(x,t) –> B;w(h,h;1,x,t)))

Fra dette og Definisjon 5.5 følger (4) (Eh)(hêAlt;w(x,t) & T;w(h,x,t)). Fra dette utleder man så (5) ¬(Ah)(hêAlt;w(x,t) –> ¬T;w(h,x,t)). Men herav følger ved hjelp av A4, som vi ga bevis for ovenfor, at ¬(Ah)(hêAlt;w(x,t) –> F;w(h,x,t)) Nå var x,t,h og w vilkårlige elementer som oppfylte (1). Det følger at A5 holder.

Dermed har vi bevist at alle aksiomene i N1 kan utledes i N2. Siden slutningsreglene er de samme i de to teoriene – modus ponens og universell generalisering – følger det at alt som kan utledes i N1, alle teoremer i N1, er teoremer i N2. Vi har altså i en viss forstand bevist at N1 kan reduseres til N2.

Man ser fra bevisene ovenfor at det strengt tatt bare er aksiomene B5 og B4, aksiomet om maksimale elementer og sammenlignbarhetsloven, som trengs ved utledningen av N1-aksiomene. Hadde vi derfor fjernet B1 – B3 fra N2 ville vi ha fått en deduktivt sett svakere teori som N1 fremdeles kunne reduseres til. På den annen side virker B1 – B3 så opplagte at det ville være underlig om man kuttet dem vekk fra teorien.

Hvor rimelige er så B4 og B5? Det er vel fornuftig å si at ingen av dem er direkte opplagte eller av en fullstendig selvinnlysende karakter. Men de bidrar til å forenkle strukturen til relasjonen B(w,x,t) og gjør at man derfor i teorien N2 kan avgjøre flere setninger. Så lenge man ikke kan vise at noen direkte urimeligheter kan utledes i N2 på grunn av dem – og vi har ikke funnet noen slike direkte urimelige setninger – finner vi å kunne akseptere dem mer eller mindre tentativt inntil videre.

La oss tilslutt bemerke at sett innenfor rammen av N2 supplert med Definisjon 5.5 er A5 ekvivalent med B5. Mao. kunne vi ha brukt A5 i stedet for B5 i denne teori. Tenker man seg imidlertid at B4, sammenlignbarhetsloven, fjernet fra N2 og at man erstatter denne med A4 under forutsetning av at "T;w(h,x,t)" og "F;w(h,x,t)" defineres som ved Definisjon 5.5 synes man ikke i den resulterende teori å kunne utlede B4. B4 kan derfor i en viss forstand karakteriseres som sterkere enn A4.[17]

§6

Så langt har konstruksjonen "h er et handlingsalternativ som det er etisk sett påbudt for x å realisere fra og med tidspunktet t i verdenen w", som vi forkorter med "O;w(h,x,t)" glimret med sitt fravær i våre betraktninger. Vi gjør nå oppmerksom på at vi tenker oss dette predikatet innført ved den følgende definisjon:

Definisjon 4 O;w(h,x,t) <–> (A;w(h,x,t) &
(Ah')(A;w(h',x,t) & h'≠h –> F;w(h',x,t)))

[17] Man ser at N2 i visse henseende er en mer uttrykksrik teori enn N1. Dette er ikke uten betydning. Det kan synes som om man i noen sammenhenger i etikken kan bli litt vel opphengt i dikotomien mellom det som er forbudt og det som er tillatt og glemme at det blandt de forbudte alternativer kan finnes dem som er bedre og verre. Man bør også ta i betraktning at det kan være mulig å gradere ytterligere de forbudte handlingene slik at noen kanskje er mye verre enn dem som er tillatt, mens andre kanskje avviker lite, når det gjelder etisk høyverdighet fra dem som er tillatt. Når derfor et individ handler og ikke gjør noe av det som er tillatt kan synden alstså være av mer eller mindre graverende art.

Som man ser fra denne definisjonen er et handlingsalternativ etisk sett påbudt hvis og bare hvis alle andre handlingsalternativer er forbudt. I lys av våre øvrige antagelser A0 – A9 ser man at dette innebærer at hvis et handlingsalternativ er påbudt å er det også tillatt. Men hvis flere handlingsalternativer er tillatt vil intet bestemt av dem være påbudt. Man handler da kunne man si etisk sett riktig om man gjør en av de ting som er etisk tillatt og ikke realiserer noen av de forbudte alternativene.

Vi definerte funksjonen T og F tidligere. Funksjonen O defineres på en analog måte:

Definisjon 4.1

$$O = Mg(<w, Mg(<x,t,h>: O;w(h,x,t))>: w\hat{e}I)$$

Fra definisjonen ser man da at O oppfyller kravene til en normbetingelse.

Med en påbudsnorm vil vi i det følgende mene et ordnet par <C,O> der C er en normbetingelse. Hvis vi holder oss til vår tidligere definisjon av norm ser man lett at denne er så restriktiv at påbudsnormer faller utenfor. Imidlertid kan påbudsnormer oppfattes som en underart av forbudsnormer, – noe vi straks skal vise – slik at man strengt tatt ikke mister noe ved å utelate dem.

Anta <C,O> er en påbudsnorm. Vi sier da at <C,O> er gyldig i verdenen w hvis og bare hvis C(w) Inkl O(w), mao. skal ekstensjonen til C i verdenen w være inkludert i ekstensjonen til O i verdenen w. Tilsvarende sier vi om N er en eller annen norm i den betydningen vi tidligere har definert at N er gyldig i verdenen w hvis og bare hvis (N);1(w) Inkl (N);2(w) der (N);1 betegner den første komponenten og (N);2 den andre komponenten i normen N. En norm kalles gyldig hvis og bare hvis den er gyldig i alle mulige verdener.

Vi sier at to normer er logisk ekvivalente hvis og bare hvis de er gyldige i nøyaktig de samme logisk mulige verdenene. Merk at selvom to normer ikke er gyldige kan de likevel godt være ekvivalente

Det vi nå kan vise er at enhver påbudsnorm er logisk ekvivalent med en forbudsnorm. Det er dette som viser at vi strengt tatt ikke har mistet noe når vi til å begynne med ikke tok med påbudsnormer i våre betraktninger. For å være mer presise skal vi gi et bevis for det følgende teorem:

Teorem 1 Anta <C,O> er en påbudsnorm hvor C er en normbetingelse. Definer en ny normbetingelse C;1 ved:

$$C;1(w) = Mg(<x,t,h'>: (Eh)(<x,t,h>\hat{e}C(w) \;\&\; A;w(h',x,t) \;\&\; h' \neq h))$$

i det man forutsetter at $w\hat{e}I$. Da har man at <C;1,F> er en forbudsnorm som er logisk ekvivalent med <C,O>.

Bevis: Fra definisjonen av C;1 følger at:

C;1(w) Inkl Mg(<x,t,h>: A;w(h,x,t)) for alle $w\hat{e}I$. Dette innebærer at C;1 er en normbetingelse. Fra dette følger at <C;1,F> er en forbudsnorm. Anta nå at w er en vilkårlig mulig verden. Vi skal vise at <C;1,F> er gyldig i verdenen w hvis og bare hvis <C,O> er gyldig i w. Dette innebærer at de to normene er ekvivalente. Det vil derfor være tilstrekkelig å bevise dette.

Nå har man at <C;1,F> er gyldig i verdenen w hvis og bare hvis:

(1) C;1(w) Inkl F(w). I lys av definisjonen av C;1 og F er (1) ekvivalent med:

(2) $(Eh)(<x,t,h>\hat{e}C(w) \;\&\; A;w(h',x,t) \;\&\; h' \neq h). \rightarrow F;w(h',x,t)$ for alle h',x og t. Men ved hjelp av elementær kvantifikasjonsteori ser man at (2) er ekvivalent med:

(3) (Ah)(<x,t,h>êC(w) –> [A;w(h,x,t) & (Ah')(A;w(h',x,t) &h'≠h –> F;w(h',x,t))] i det man husker at C er en normbetingelse. Ved hjelp av definisjonen av "O;w(h,x,t)" ser man at (3) er ekvivalent med:

(4) (Ah)(<x,t,h>êC(w) –> O;w(x,t,h))

I lys av definisjonen av O innebærer dette at (5) C(w) Inkl O(w) Omvendt impliserer også (5) formelen (4). Men (5) er ekvivalent med at <C,O> er gyldig i verdenen w. Dette avslutter beviset for at <C;1,f> er ekvivalent med <C,O>. **Q.E.D.**

§7

Den teorien vi har beskrevet ovenfor, N1, kan oppfattes som en slags "deontisk logikk" hvis man tillater seg å bruke dette uttrykket i betydningen "generell lære om de innbyrdes logiske sammenhenger mellom etisk tillatte, forbudte og påbudte handlinger og handlingsalternativer". Vi skal nå se på hvordan teorien ovenfor kan relateres til deontisk logikk i en mer snever teknisk betydning, nemlig til det man kan kalle logikken til slike konstruksjoner som "Det er etisk påbudt at P", "Det er etisk tillatt at P", Det er etisk forbudt at P", men også til slike konstruksjoner som "Det er etisk sett påbudt for x ved tidspunktet t at P".[18] Semantisk sett korresponderer de tre første av disse konstruksjonene til funksjoner som til utsagn tilordner utsagn, ie. til visse funksjoner som er med i klassen U^U.[19] Den sistnevnte konstruksjon korresponderer semantisk sett til en familie av slike funksjoner indeksert på Prod(P,T) der P representerer klassen av personer og T klassen av tidspunkter, mao. til en funksjon i klassen (U^U)^Prod(P,T).[20] Vi definerer hva som menes med en modaloperator ved den følgende definisjon:

Definisjon 7.1 En funksjon fêU^U er en modaloperator[21] hvis og bare hvis f oppfyller de følgende krav for alle x,yêU:

(i) s(x) Inkl s(y) –> s(f(x)) Inkl s(f(y))
(ii) f(s;-1(I)) = s;-1(I)
(iii) s(f(x)) Inkl s(x)
(iv) K(f(x),f(y)) = f(K(x,y))

---

18 Vi er her opptatt av disse etiske konstruksjonene og ikke mer generelt av konstruksjoner som "Det er påbudt at P", "Det er tillatt at P" og "Det er forbudt at P". Det som her tas opp til behandling er selvfølgelige etiske normer og ikke normer og rettsregler i juridisk forstand.

19 U betegner klassen av alle utsagn. Se Rognes [3], "En teori om presise deskriptive utsagn" angående det utsagnsbegrep som vi her har i tankene. "U^U" betegner klassen av alle de funksjoner som har mengden av utsagn som sitt domene og hvor verdiområdet er inkludert i denne mengden.

20 Vi gjør oppmerksom på at uttrykket "(U^U)^Prod(P,T)" betegner mengden av alle de funksjoner som har Prod(P,T), det catesiske produkt av P og T, som sitt domene og sitt verdiområde inkludert i U^U. Er f en funksjon i denne mengden vil den til ethvert person-tidspunkt par <x,t> tilordne en funksjon i mengden U^U. Forutsetter vi at <x,t>êProd(P,T) vil f(<x,t>)êU^U. Er da u;0êU vil f(<x,t>)‘(u;0) være det utsagn som f(<x,t>) tilordner u;0. Generelt bruker vi notasjonen "A^B" for å betgne klassen av alle de funksjoner som har B som sitt domene og sitt verdiområde inkludert i A. Når det gjelder den rent mengdeteoretiske notasjon som vi benytter avviker ikke denne i særlig grad fra den som vanligvis brukes i lærebøker i matematisk logikk. Den er utførlig forklart i Rognes [1]. Angående "A^B" se Rognes [1], §14.

21 Det er mulig at terminologien som innføres her er noe uheldig siden uttrykket "modaloperator" av og til brukes om setningsdannende konstruksjoner på setninger som syntaktisk sett oppfyller visse, f.eks. "Det er logisk nødvendig at P", som av og til forkortes "L(P)". I modallogikken vil man som bekjent forsøke å systematisere de lover som gjelder for denne konstruksjon og utvide den vanlige logikk med aksiomskjemaer som eksempelvis "L(P) –> P", "L(P)& L(Q) <–> L(P&Q)", samt føye til nye slutningsregler som " Hvis A–> B er et teorem er også L(A) –> L(B) et teorem" eller " Hvis A er et teorem er også L(A) et teorem".

Vi bemerker de følgende forhold i forbindelse med denne definisjonen. Er x,yêU er x og y presise deskriptive utsagn. "U" betegner mengden av presise deskriptive utsagn. Er videre x et utsagn betegner "s(x)" sannhetsmengden til x dvs. mengden av alle de verdener hvor utsagnet x er sant. s er den funksjonen som tilordner ethvert utsagn dets sannhetsmengde. Man har i E;3 at

s: U –(1-1,på)–> Pt(I)

Av denne grunn vil f. eks. s;-1(I) være det utsagn som er sant i alle mulige verdener, mao. det vi kaller det tautologiske eller nødvendige utsagn. Er x,y to utsagn minner vi om at "K(x,y)" betegner det utsagnet som er konjunksjonen av dem, dvs. det utsagnet som er sant i nøyaktig de og bare de verdenene hvor begge utsagnene er sanne. Vi gjør også oppmerksom på at "Neg(x)" betegner negasjonen av utsagnet x og at "C(x,y)" betegner kondisjonalutsagnet som har x som antesedent og utsagnet y som konsekvent.[22]

Med en deontisk operator skal vi i dette arbeidet forstå en funksjon f som oppfyller kravene (i), (ii) og (iv) i definisjonen ovenfor, men som ikke oppfyller kravet (iii). Dette innebærer at ingen modaloperatorer er deontiske operatorer eller omvendt. For tydelighetens skyld formulerer vi definisjonen av deontisk operator eksplisitt slik:

Definisjon 7.2 En funksjon fêU^U er en deontisk operator hvis og bare hvis f oppfyller de følgende krav for alle x,yêU:

(i) s(x) Inkl s(y) –> s(f(x)) Inkl s(f(y))
(ii) f(s;-1(I)) = s;-1(I)
(iii) ¬(s(f(x)) Inkl s(x))
(iv) K(f(x),f(y)) = f(K(x,y))

Som et eksempel på en modaloperator i den betydningen vi nå har innført tar vi funksjonen Nec êU^U definert på den følgende måte:

Definisjon 7.3 (a) Nec(x) = s;-1(Mg(w: wêI & I Inkl s(x))) der xêU
(b) Pos(x) = Neg(Nec(Neg(x))) om xêU

At Nec er en modaloperator fremgår av den følgende sats hvor beviset er såpass enkelt at det kan overlates til leseren:

Teorem 2 Anta x,yêU og at w er en vilkårlig mulig verden. Da gjelder:

(a) s(x) Inkl s(y) –> s(Nec(x)) Inkl s(Nec(y))
(b) Nec(s;-1(I)) = s;-1(I)
(c) s(Nec(x)) Inkl s(x)
(d) s(K(Nec(x),Nec(y)) = s(Nec(K(x,y)))
(e) True(w,C(Nec(x),x))
(f) True(w,C(Nec(x),Nec(Nec(x))))
(g) True(w,C(Pos(x),Nec(Pos(x))))
(h) True(w,Nec(s;-1(I)))
(i) True(w, C(K(Nec(x),Nec(C(x,y))), Nec(y)))

[22] Alle de begreper vi har innført her er utførlig omtalt i Rognes [3], et arbeid som det forutsettes at leseren er fullt ut fortrolig med. Funksjonene μ og s er definert og omtalt i §2.6 og §3. I dette arbeid gis også definisjonene av de boolske operasjoner på utsagn: Neg for negasjon, SNu for vilkårlig konjunksjon, D for endelig disjunksjon, C for kondisjonal og E for ekvivalens.

Man ser fra dette teoremet – og da særlig punktene (e) – (i) at Nec kan karakteriseres som en S5-modaloperator.

Vi gir det følgende eksempel av mer generell art på en familie med deontiske operatorer:

Definisjon 7.4 (a) Anta gêU^I. Definer Nec;g ved:
Nec;g(x) = s;-1(Mg(w: wêI & s(g(w)) Inkl s(x))) forutsatt at xêU
(b) Anta igjen at gêU^I. Definer Pos;g ved:
Pos;g(x) = Neg(Nec;g(Neg(x)))

At Nec;g er en deontisk operator for enhver gêU^I hvor det gjelder at ¬(wês(g(w))) for en eller annen wêI fremgår av det følgende teorem. Også her overlater vi beviset til leseren fordi det er forholdsvis enkelt.

Teorem 3 Anta gêU^I og (Ew)(wêI & ¬(wês(g(w)))). Da gjelder for alle x,yêU og wêI:
(a) s(x) Inkl s(y) –> s(Nec;g(x)) Inkl s(Nec;g(y))
(b) Nec;g(s;-1(I)) = s;-1(I)
(c) K(Nec;g(x),Nec;g(y)) = Nec;g(K(x,y))
(d) (Ez)(zêU & ¬(s(Nec;g(z)) Inkl s(z)))
(e) True(w, C(K(Nec;g(x),Nec;g(C(x,y))), Nec;g(y)))
(f) True(w, C(Nec;g(x),Pos;g(x))) om g(w)≠ø for alle wêI

Poenget er nå at vi kan innføre en nokså naturlig deontisk operator innenfor den rammen vi her har satt opp. Vi definerer først:

Definisjon 7.5 r(x,t,h) = s;-1(Mg(w: Re;w(h,x,t)))

Fra denne definisjonen fremgår det at r(x,t,h) er utsagnet som er sant i nøyaktig de og bare de verdenene hvor x fra og med tidspunktet t realiserer handlings-alternativet h. Vi definerer videre:

Definisjon 7.6 ∏(w,x,t) = UNu(Mg(z: (Eh)(z=r(x,t,h) & T;w(h,x,t))))

∏(w,x,t) er altså disjunksjonen av alle utsagn av typen r(x,t,h) der h tenkes å gjennomløpe mengden av alle de handlingsalternativer som det er tillatt for x å utføre fra og med tidspunktet t i verdenen w. Setter man nå;

X(x,t) = Mg(<w,∏(w,x,t)>: wêI)

så har man at X(x,t)êU^I. Dette innebærer at X(x,t) er n funksjon som til ethvert element i I tilordner et utsagn. Fra teoremet ovenfor ser man da at Nec;(X(x,t)) er en deontisk operator om xêP og têT=Mg(t:Tp(t)).[23]

---

[23] Skal Nec;(X(x,t)) virkelig være en deontisk operator i den betydningen vi har innført må man strengt tatt vise at den ikke oppfyller kravet (iii) til en modaloperator. (Se definisjonen av modaloperator ovenfor). Man bør med andre ord vise at det ikke holder generelt for alle wêI at True(w, C(Nec;(X(x,t))(y),y)). Dette innebærer at det må finnes en mulig verden w;1êI der man har True(w;1, Nec;(X(x,t))(y)) & ¬ True(w;1,y) for et eller annet utsagn y. Hvis man antar at
(+) (Ew)(Et)(Ex)(F;w(h,x,t) & Re;w(h,x,t)), mao. at det finnes en verden hvor en eller annen ved et eller annet tidspunkt realiserer et forbudt handlingsalternativ følger dette. For anta (1) F;w(h,x,t) & Re;w(h,x,t) for visse elementer x,t, h og w. Fra Teorem 4, punkt (b) følger da:
(2) True(w, Nec;(X(x,t))(Neg(r(x,t,h)))). Fra den andre konjunkten i (1) og definisjonen av r(x,t,h) følger (3) True(w, r(x,t,h)) mao. ¬(True(w, Neg(r(x,t,h)))). Men da har man åpenbart at s(Nec;(X(x,t))(y)) Inkl s(y) ikke holder for alle y.

Det kan være hensiktsmessig å benytte seg av en litt annen notasjon. Vi setter:

Definisjon 7.7

(a) $X(x,t) = Mg(\langle w,\prod(w,x,t)\rangle : w\hat{e}I)$

(b) $PB;(x,t)(y) = s;\text{-}1(Mg(w: w\hat{e}I \ \& \ s(X(x,t)(w)) \ Inkl \ s(y)))$

(c) $TL;(x,t)(y) = Neg(PB;(x,t)(Neg(y)))$

Fra denne definisjonen og definisjonen av Nec;g ser man at vi har:

$$OB;(x,t)(y) = Nec;(X(x,t))(y)$$

Dette innebærer at OB;(x,t) for fikserte x og t er en deontisk operator om X(x,t) oppfyller kravet $(Ew)(w\hat{e}I \ \& \ \neg(w\hat{e}s(X(x,t)(w))))$. Under denne forutsetning vil de enkelte punkter i Teorem 3 holde. Man kan imidlertid også vise det følgende teorem som gir en et noe klarere innblikk i hvordan operatoren PB;(x,t) forholder seg til de primitive predikatene av "deontisk" natur i L;N:

Teorem 4 Anta $w\hat{e}I$ og at $P;w(x) \ \& \ Tp(t)$. Da gjelder om A;w(h,x,t):

(a) $T;w(h,x,t) <\!\!-\!\!> True(w,TL;(x,t)(r(x,t,h)))$

(b) $F;w(h,x,t) <\!\!-\!\!> True(w, PB;(x,t)(Neg(r(x,t,h))))$

(c) $O;w(h,x,t) <\!\!-\!\!> True(w, PB;(x,t)(r(x,t,h)))$

(d) $(Eh)(A;w(h,x,t)) \ \& \ y\hat{e}U \ ->$
$[\ True(w,PB;(x,t)(y)) <\!\!-\!\!> (Ah)(T;w(h,x,t) \ -\!\!> s(r(x,t,h)) \ Inkl \ s(y))\ ]$

Dette teorem trenger enkelte kommentarer. Vi starter med det siste punktet i teoremet, punkt (d). Som man ser sier dette punkt at dersom det står visse alternativer åpne for x ved tidspunktet t i verdenen w, og y er et utsagn, så er utsagnet PB;(x,t)(y) sant i verdenen w hvis og bare hvis det gjelder for ethvert alternativ h som er tillatt for x ved t i w at det forhold at x realiserer dette alternativ fra og med t impliserer utsagnet y. Relasjonen "True(w, PB;(x,t)(y))" kunne man derfor foreslå å lese slik: "Utsagnet y beskriver et forhold som det er påbudt for x i verdenen w å realisere fra og med tidspunktet t". Uttrykket "True(w,TL;(x,t)(y))" kunne man foreslå å lese på den samme måten bortsett fra at man erstatter "påbudt" med "tillatt". Hvis disse lesemåtene er berettiget virker (a) – (c) rimelige. (a) sier da at hvis h er et tillatt handlingsalternativ for x ved tidspunktet t i verdenen w beskriver utsagnet at x realiserer h fra og med tidspunktet t et forhold som det er tillatt at x realiserer fra og med tidspunktet t. Dette virker rimelig.

På tilsvarende vis ser man at (c) og (d) sier henholdsvis at r(x,t,h) beskriver noe som det er forbudt eller påbudt å realisere for x fra og med tidspunktet t såsant h er et handlingsalternativ som er forbudt, eller påbudt, for x ved t i verdenen w.

Vi har nå vist hvordan deontiske operatorer som virker naturlige kan innføres i L;N og har dermed etablert en sammenheng med det som mer tradisjonelt har blitt kalt for deontisk logikk.

La oss så vende oss mot beviset for Teorem 4:

Bevis: (a) Anta (1) $w\hat{e}I \ \& \ P;w(x) \ \& \ Tp(t)$ og at A;w(h,x,t). Anta dessuten at (2) T;w(h,x,t). Vi ønsker i såfall å vise at (3) True(w,TL;(x,t)(r(x,t,h))). Fra definisjonen av "TL" fremgår det at (3) er ekvivalent med:

(4) True(w, Neg(PB;(x,t)(Neg(r(x,t,h)))))

I lys av definisjonen av operasjonen "Neg" er (4) ekvivalent med:

(5) $\neg$(True(w, PB;(x,t)(Neg(r(x,t,h)))))

Ved hjelp av Definisjon 7.7 fremgår det at (5) i sin tur er ekvivalent med:

(6) $\neg[True(w, s;\text{-}1(Mg(w: w\hat{e}I \ \& \ s(X(x,t)(w)) \ Inkl \ s(Neg(r(x,t,h))))) \ ]$

Dette er så ekvivalent med:

(7) ¬[wêI & s(X(x,t)(w)) Inkl s(Neg(r(x,t,h)))]

Dette kan transformeres til:

(8) wêI & (Ew;1)(w;1ês(X(x,t)(w)) & ¬(w;1ês(Neg(r(x,t,h)))))

Dette er ekvivalent med:

(9) wêI & (Ew;1)(w;1ês(X(x,t)(w)) & w;1ês(r(x,t,h)))

Fra definisjonen av "X(x,t)" fremgår det at X(x,t)‘w = ∏(w,x,t). Derfor er (9) ekvivalent med:

(10) wêI & (Ew;1)(w;1ês(∏(w,x,t)) & w;1ês(r(x,t,h)))

Ved hjelp av Definisjon 7.6 ser man at (10) er ekvivalent med:

(11) wêI & (Ew;1)(Eh')(T;w(h',x,t) &
(Ez)(z=s(r(x,t,h')) &w;1êz &w;1ês(r(x,t,h))))

Denne formelen er i sin tur ekvivalent med:

(12) wêI & (Ew;1)(Eh')(T;w(h',x,t) & w;1ês(r(x,t,h')) & w;1ês(r(x,t,h)))

Ved hjelp av Definisjon 7.5 ser man tilslutt at (12) er ekvivalent med:

(13) wêI & (Ew;1)(Eh')(T;w(h',x,t) & Re;(w;1)(h',x,t) & Re;(w;1)(h,x,t))

Vi har altså så langt vist at formlene (3) og (13) er ekvivalente. Fra (2) følger (14) A;w(h,x,t). Fra dette og A6 følger eksistensen av w;1 der:

(15) w;1êI & Re;(w;1)(h,x,t)

Fra (2) & (15) følger: (16) T;w(h,x,t) & Re;(w;1)(h,x,t) & Re;(w;1)(h,x,t). Herav:

(Eh')(T;w(h',x,t) & Re;(w;1)(h',x,t) & Re;(w;1)(h,x,t))

Fra dette følger så i sin tur (13) som impliserer (3). Vi har dermed vist kondisjonalen den ene veien i (a).

Anta på den annen side at (1) og (3) holder for å vise at da må (2) holde. Har vi at (3) holder følger at (13) holder siden (3) og (13) er ekvivalente. Fra (13) følger eksistensen av h' ogw;1 der:

(17) T;w(h',x,t) & Re;(w;1)(h',x,t) & Re;(w;1)(h,x,t)

Fra dette, A9 og A1 følger (18) w;1êI & A;(w;1)(h',x,t) & A;(w;1)(h,x,t). Fra (17) har vi: (Ew;1)(w;1êI & Re;(w;1)(h',x,t) & Re;(w;1)(h,x,t)). Men fra dette, (18) og A8 følger h'=h. Dette og (17) gir oss T;w(h,x,t) som er det vi ønsker. Dette avslutter beviset for punkt (a).

(b) Vi har: True(w, PB;(x,t)(Neg(r(x,t,h)))) <–>
¬(True(w, TL;(x,t)(r(x,t,h)))) <–> ¬(T;w(h,x,t)) <–> F;w(h,x,t)

Disse ekvivalensene holder på grunnlag av definisjonene av "PB" og "TL", A4 og det vi viste under punkt (a). Dette viser at punkt (b) holder.

(c) Man har at (1) True(w, BL;(x,t)(r(x,t,h))) er ekvivalent med (2) s(∏(w,x,t)) Inkl s(r(x,t,h)). Dette er i sin tur ekvivalent med:

(3) (Aw;1)((Eh')(T;w(h',x,t) & Re;(w;1)(h',x,t)) –> Re;(w;1)(h,x,t))

Man bør konsultere definisjonene av "∏(w,x,t)" og "r(x,t,h)" når det gjelder ekvivalensen mellom (2) og (3). (3) er åpenbart ekvivalent med:

(4) (Aw;1)(Ah')(T;w(h',x,t) & Re;(w;1)(h',x,t) –> Re;(w;1)(h,x,t))

Dette er ekvivalent med:

(5) (Ah')(T;w(h',x,t) –> (Aw;1)(Re;(w;1)(h',x,t) –> Re;(w;1)(h,x,t)))

Dette sier nøyaktig det samme som:

(6) (Ah')(T;w(h',x,t) –> ¬(Ew;1)(Re;(w;1)(h',x,t) & ¬Re;(w;1)(h,x,t)))

Nå har vi i lys av definisjonen av "O;w(h,x,t)" at:

(+) O;w(h,x,t) <–> (A;w(h,x,t) &(Ah')(A;w(h',x,t) & h'≠h –> F;w(h',x,t)))

Vi ønsker først å vise at O;w(h,x,t) impliserer (1). Siden (1) – (6) er ekvivalente vil det være nok å vise at O;w(h,x,t) impliserer (6).

Anta derfor (7) O;w(h,x,t). Fra dette og (+) kan man slutte:

(8) (Ah')(A;w(h',x,t) & h'≠h –> F;w(h',x,t))

Fra (8) og A4 har man: (9) (Ah')(A;w(h',x,t) & T;w(h',x,t) –> h'=h)

Fra dette og A3 følger: (10) (Ah')(T;w(h',x,t) –> h'=h)

Anta nå for vilkårlig h' at (11) T;w(h',x,t). Da har vi i lys av (10) at h'=h. Dette impliserer åpenbart: ¬(Ew;1)(Re;(w;1)(h',x,t) & ¬Re;(w;1)(h,x,t)). Siden h' var vilkårlig følger altså:

(Ah')(T;w(h',x,t) –> ¬(Ew;1)(Re;(w;1)(h',x,t) & ¬Re;(w;1)(h,x,t)))

mao. (6). Vi har dermed vist kondisjonalen mot høyre i (c).

La oss så ta for oss kondisjonalen mot venstre. Det vil være tilstrekkelig å vise at (6) impliserer O;w(h,x,t) siden (1) er ekvivalent med (6) om vi forutsetter at A;w(h,x,t). Anta for reduktio ad absurdum at det finnes h' slik at:

(12) T;w(h',x,t) & h'≠h & A;w(h,x,t).

Fra den første konjunkten her følger (13) A;w(h',x,t). (Jmf. A3). Fra (12), (13) og A8 følger (14) ¬(Ew;1)(w;1êI & Re;(w;1)(h',x,t) & Re;(w;1)(h,x,t)). Fra (13) og A6 følger: (15) (Ew;2)(w;2êI & Re;(w;2)(h',x,t)) Fra dette, (12) og (6) følger:

(Ew;2)(w;2êI & Re;(w;2)(h',x,t) & Re;(w;2)(h,x,t)).

Dette strider åpenbart mot (14). Vi har derfor at det ikke kan finnes h' slik at (12):

(16) ¬(Eh')(T;w(h',x,t) & h'≠h & A;w(h,x,t))

Dette er ekvivalent med: (17) A;w(h,x,t) –>(Ah')(T;w(h',x,t) –> h'=h). Siden A;w(h,x,t) forutsettes har vi derfor:

(18) A;w(h,x,t) & (Ah')(T;w(h',x,t) –> h'=h). Herav:

(19) A;w(h,x,t) & (Ah')(A;w(h',x,t) & T;w(h',x,t) –> h'=h) som er ekvivalent med : A;w(h,x,t) & (Ah')(A;w(h',x,t) & h'≠h –> F;w(h',x,t)). Men i lys av (+) er dette ekvivalent med O;w(h,x,t). Dette viser at punkt (c) holder.

(d) Anta forutsetningene i teoremet holder og at yêU. Da har man at

(1) True(w,PB;(x,t)(y)). I lys av definisjonen av "PB" er dette ekvivalent med:

(2) True(w,s;-1(Mg(w: wêI & s(X(x,t)(w)) Inkl s(y))) Dette er i sin tur ekvivalent med (3) s(X(x,t)(w)) Inkl s(y)). På basis av definisjonene av "X(x,t)" og "∏(w,x,t)" har man at (3) sier det samme som:

(4) (Aw;1)(w;1ês(∏(w,x,t)) –> True(w;1,y))

Dette er ekvivalent med:

(5) (Aw;1)((Eh)(w;1ês(r(x,t,h)) & T;w(h,x,t)) –> True(w;1,y))

Som man ser sier dette det samme som:

(6) (Ah)(T;w(h,x,t) –> s(r(x,t,h)) Inkl s(y)). Dette avslutter beviset for Teorem 4.

Q.E.D.

En nærmere inspeksjon av beviset ovenfor viser at av aksiomene A1 – A9 har vi bare benyttet A1, A3, A4, A6, A8 og A9. De resterende aksiomene trengs altså ikke for utledningen av Teorem 4. De er imidlertid vesentlige i andre forbindelser.

La oss også bemerke her at det synes som om det er konstruksjoner av typen "P beskriver noe som etisk sett er påbudt for personen x ved tidspunktet t", "P beskriver noe som etisk sett er tillatt for personen x ved tidspunktet t" osv., altså relativiserte operatorer av denne type som det synes å være mulig å gi forholdsvis klar mening. Man kan intepretere disse ved hjelp av funksjonene <PB;(x,t)>/<x,t>êProd(P,T)/ , <TL;(x,t)>/<x,t>êProd(P,T)/ som i sin tur, slik vi har vist ovenfor, kan defineres ved hjelp av grunnbegrepene i L;N. Derimot synes mer "absolutistiske" operatorer av typen "Det er etisk sett påbudt at P", "Det er etisk sett tillatt at P" å være vanskeligere å intepretere på en naturlig måte.

Etter disse betraktningene angående sammenhengen mellom normbegrepet og deontisk logikk vender vi oss nå mot en del andre begrepsdannelser som kan innføres i forbindelse med normer i den betydning vi her har i tankene.

§8

Anta N er en norm. Vi skal da si at N forbyr x ved t å realisere alternativet h i verdenen w hvis og bare hvis <x,t,h> oppfyller normbetingelsen i N i verdenen w og konsekventen i N er F. Merk i denne forbindelse at hvis N er en norm i den betydningen som vi har innført kalles den andre komponenten i normen for normens konsekvent. Den første komponenten i normen kalles antesedenten eller normbetingelsen i normen.

På helt tilsvarende vis sier vi at en norm N tillater x ved t å realisere alternativet h i verdenen w hvis og bare hvis <x,t,h> oppfyller normbetingelsen i N i verdenen w og konsekventen i normen er funksjonen T.

Anta nå at hêAlt;w(x,t) der wêI og anta at N;1 og N;2 er to normer. Vi sier da at det foreligger en konflikt mellom N;1 og N;2 i verdenen w med hensyn på triplet <x,t,h> hvis og bare hvis N;1 forbyr x ved t å realisere h i verdenen w og N;2 tillater x ved t å realisere alternativet h i verdenen w, eller det omvendte holder.

Er S et normativt system og er hêAlt;w(x,t) er det intet som forhindrer at en rekke normer i S kan forby x ved tidspunktet t å realisere h i verdenen w, mens en rekke andre normer kan tillate det samme alternativ. Mao. kan det forekomme konflikt mellom flere normer i systemet med hensyn på triplet <x,t,h> i verdenen w.

Den følgende mulighet kan også være tilstede i noen normsystemer S. Anta <x,t>êProd(P,T) i det P er klassen av alle personer og T er klassen av alle mulige tidspunkter. Anta Alt;w(x,t)≠ø og wêI. Det kan da være at for ethvert hêAlt;w(x,t) er det slik at en eller annen norm i S forbyr x ved tidspunktet t å realisere alternativet h i verdenen w. Også i et slikt tilfelle vil man ha med en slags normkonflikt å gjøre, men av en noe annen type enn den vi definerte ovenfor. I et tilfelle av denne art kan man ikke alltid "løse" konflikten ved noen enkel prioriteringsregel for normene i systemet.

Anta S er et normsystem og at wêI & hêAlt;w(x,t). Vi sier da at N er en norm i S som er relevant vedrørende alternativet h for x ved tidspunktet t i verdenen w hvis og bare hvis <x,t,h> oppfyller normbetingelsen i N i verdenen w.

Så langt har vi bare innført ny terminologi. Men muligheten av normkonflikter av de to typene vi har nevnt i forbindelse med normsystemer er av en så åpenbar art at man ikke kan la være å fiksere og i noen grad presisere de begreper som trengs for å beskrive dem.

Slik vi tidligere har definert normbetingelse ser man at T og F også er normbetingelser. Er C en normbetingelse og w en mulig verden vil C(w) være en viss klasse av tripler. Vi kaller C(w) for ekstensjonen til C i verdenen w.

Er π et ordnet par gjør vi oppmerksom på at (π);1 betegner den første komponenten i paret og at (π);2 betegner den andre komponenten i paret. Er derfor N en norm, som jo er et ordnet par, vil (N);1 være antesedenten eller normbetingelsen i N, mens (N);2 er konsekventen i N. Som man ser fra definisjonen av en norm vil da alltid (N);2 være enten T eller F.

En norm kalles gyldig hvis og bare hvis vi har:

$$(Aw)(wêI \rightarrow (N);1`w \text{ Inkl } (N);2`w)$$

Dette innebærer at en gyldig norm er en norm hvor ekstensjonen til antesedenten er inkludert i ekstensjonen til konsekventen i alle mulige verdener. Vi kaller et normsystem for gyldig hvis og bare hvis alle normene i systemet er gyldige. Videre kaller vi en norem N for gyldig i verdenen w hvis og bare hvis (N);1(w) Inkl (N);2(w) og et normsystem for gyldig i verdenen

w hvis og bare hvis alle normene i systemet er gyldig i verdenen w. Tilslutt sier vi at et normsystem S dekker enhver sistuasjon hvis og bare hvis vi har for alle tupler <w,<x,t,h>> der w er en mulig verden og hêAlt;w(x,t) at det finnes en norm NêS der <x,t,h> oppfyller (N);1 i verdenen w. Vi sier at et normsystem dekker enhver situasjon i verdenen w hvis og bare hvis vi har for alle tripler <x,t,h> der hêAlt;w(x,t) at det finnes en norm NêS slik at <x,t,h> oppfyller antesedenten i N i verdenen w.

Etter at disse begrepsdannelsene nå er innført kan vi formulerer og bevise en del satser om normative systemer.

Vi skal først se på en eksistenssetning som sier at det finnes et kontinuum av normative systemer av en viss art. Mer nøyaktig sier satsen at det finnes en klasse med normative systemer ∑ der ∑ har større eller like stor mektighet som kontinuumet og der hvert system Sê∑ oppfyller de følgende krav: (a) S dekker enhver situasjon. (b) S er gyldig (c) S er konfliktfritt (d) S inneholder minst tellbart uendelig mange normer (e) Er N;1 og N;2 to normer i S og er w en mulig verden er ekstensjonene til normbetingelsene i N;1 og N;2 disjunkte i verdenen w.

Satsen sier altså at en slik systemfamilie eksisterer under visse forutsetninger.

La oss formulere satsen presist:

Teorem 5. Anta de følgende to setninger holder:

(+) (Aw)((wêI & Mg(<x,t,h>: A;w(h,x,t))≠ø) –>
[Cd(Mg(<x,t,h>: T;w(h,x,t)))≥Aleph;0 &
Cd(Mg(<x,t,h>: F;w(h,x,t)))≥Aleph;0]

(++) (Ew)(wêI & Mg(<x,t,h>: A;w(h,x,t))≠ø)

Da finnes det en mengde med normative systemer ∑ der ∑»=Reell og hvor man har for alle Sê∑ at

(i) S dekker enhver situasjon
(ii) S er gyldig
(iii) S er konfliktfritt
(iv) Cd(S) ≥ Aleph;0
(v) (Ax)(Ay)(x,yêS & x≠y –> (Aw)(wêI –> (x);1(w) Ω (y);1(w) = ø))

Før vi gir beviset for denne sats vil vi kommentere enkelte forhold.

For det første er det mulig å utlede konsekventen i dette teoremet under andre og svakere forutsetninger. Vi skal angi noen slike forutsetninger senere. Dette innebærer at det er mulig å formulere en rekke beslektede teoremer som er sterkere.

For det andre bør det nevnes at vårt formål med denne sats og de andre vi gir bevis for er å gi illustrasjoner som viser hva som kan utledes av ikke-trivielle setninger i teorien N1. Vi er altså ikke av den mening at resultatet ovenfor er det beste man kan oppvise i denne forbindelse eller at det er spesielt oppsikts-vekkende.

Vi går så over til beviset for Teorem 5:

Bevis: Anta (+) og (++) holder. Definer X;0 ved:

(1) X;0 = Mg(w: wêI & Mg(<x,t,h>: A;w(h,x,t))=ø)

Definer videre for wêI mengdene D(w) og G(w) ved:

(2) G(w) = Mg(<x,t,h>: T;w(h,x,t))
(3) D(w) = Mg(<x,t,h>: F;w(h,x,t))

Da har vi ifølge (+) at:

(4) (Aw)(wê(I–X;0) –> Cd(G(w)) ≥ Aleph;0 & Cd(D(w)) ≥ Aleph;0)

La nå w være et vilkårlig element i (I – X;0). Fra dette og (4) følger

(5) Cd(G(w)) ≥ Aleph;0 & Cd(D(w)) ≥ Aleph;0

Merk at (I – X;0) er ikke-tom i lys av (++).

På basis av de rent mengdeteoretiske aksiomene som inngår i N;1 kan vi da slutte at det må finnes partisjoner som inndeler de to mengdene G(w) og D(w) i tellbart uendelig mange innbyrdes disjunkte og samlet uttømmende delklasser. Mao. kan vi i lys av utvalgsaksiomet for hver wê(I – X;0) plukke ut et par funksjoner X1(w) og X2(w) der vi har:

(6) X1(w) : N –> Pt(G(w)) & (An)(nêN –> X1(w)(n)≠ø) &
(Ak;1)(Ak;2)(k;1,k;2êN & k;1≠k;2 –> X1(w)(k;1)Ω X1(w)(k;2) =ø) &
UN(Mg(X1(w)(k): kêN)) = G(w)

Tilsvarende for D(w):

(7) X2(w) : N –> Pt(D(w)) & (An)(nêN –> X2(w)(n)≠ø) &
(Ak;1)(Ak;2)(k;1,k;2êN & k;1≠k;2 –> X2(w)(k;1)Ω X2(w)(k;2) =ø) &
UN(Mg(X2(w)(k): kêN)) = D(w)

Definer C;T(n) for nêN ved:

(8) C;T(n) = Mg(<w, X1(w)(n)>: wê(I – X;0))U Mg(<w,ø>: wêX;0)

Sett på tilsvarende vis:

(9) C;F(n) = Mg(<w, X2(w)(n)>: wê(I – X;0))U Mg(<w,ø>: wêX;0)

Vi har da for alle nêN at C;T(n) er en normbetingelse. Det er jo klart fra måten C;T(n) er konstruert på at C;N(n) er en funksjon med I som domene. Videre har vi at C;T(n) er slik at hvis aêC;T(n)(w) så gjelder aêG(w). Da må det finnes i lys av definisjonen av D(w) elementer x, t og h der a=<x,t,h> & T;w(h,x,t). Men fra dette siste følger ved hjelp av A2 at A;w(h,x,t). Et helt tilsvarende resonnement kan gjennomføres for de diverse C;F(n). Dette innebærer at:

S = Mg(<C;T(n),T>: nêN) U Mg(<C;F(n),F>: nêN)

er et normsystem i vår betydning. Det som nå må bevises er at dette normsystemet S oppfyller kravene (i) – (v) i teoremet.

(A) Det er nødvendig å vise at *S dekker enhver situasjon*. Anta for vilkårlige w, x, t og h at (10) wêI og (11) A;w(h,x,t). I tilfelle T;w(h,x,t) har vi at <x,t,h>êG(w) og derfor at <x,t,h>êX1(w)(n) for noe nêN. Da har vi at <x,t,h> oppfyller C;T(n) i verdenen w og derfor i lys av definisjonen av S at det må finnes en norm N i S, ie. <C;T(n),T> hvor <x,t,h> oppfyller antesedenten i w i dette tilfellet. Har vi på den annen side ¬T;w(h,x,t) følger ved hjelp av (11) og A4 at F;w(h,x,t) og derfor at <x,t,h>êD(w). Følgelig har vi <x,t,h>êX2(w)(n) for noe nêN. Det følger da videre at <x,t,h> oppfyller C;F(n) i verdenen w og at det også i dette tilfellet finnes en norm i S der <x,t,h> oppfyller antesedenten i verdenen w. Dette viser at påstanden holder.

(B) Vi må vise at *S er gyldig*, mao. at (Aw)(wêI –> (p);1(w) Inkl (p);2(w)) for alle pêS. Anta derfor (13) wêI & pêS for vilkårlige w og p. Fra dette følger at p=<C;T(n),T> for noe nêN eller at p=<C;F(m),F> for noe mêN. (a) Anta p=<C;T(n),T> for noe nêN. Er da wê(I–X;0) har vi:

(p);1(w) = C;T(n)(w) = X1(w)(n) Inkl Mg(<x,t,h>: T;w(h,x,t)) Inkl
T(w) = (p);2(w)

Er wêX;0 har vi at (p);1(w) = C;T(n)(w) = ø Inkl T(w)= (p);2(w). I begge tilfelle holder påstanden. (b) Antar man at p=<C;F(m),F> for noe mêN har man om wê(I–X;0) likeledes at:

(p);1(w) = C;F(m)(w) = X2(w)(m) Inkl Mg(<x,t,h>: F;w(h,x,t)) Inkl
F(w) = (p);2(w)

Er wêX;0 har man (p);1(w) = C;F(m)(w) = ø Inkl F(w)= (p);2(w). Uansett holder påstanden også i dette tilfellet. Fra det som er vist under (a) og (b) følger at (12) holder og at systemet S derfor er gyldig.

(C) Det er nødvendig å vise at *S er et konfliktfritt system*. Anta for reduktio ad absurdum at det finnes w, x, t og h der vi har

(13.1) wêI & hêAlt;w(x,t)

og anta dessuten at det finnes normer N;1 og N;2 der (14) N;1,N;2êS som henholdsvis forbyr og tillater <x,t,h> relativt til w eller omvendt.

Tilfelle (i): N;1 forbyr h for x ved t i verdenen w og N;2 tillater alternativet h for x ved tidspunktet t i verdenen w. Vi har da at N;1=<C;F(m),F> for noe mêN og (14.1) <x,t,h>êC;F(m)(w). Dessuten har vi N;2=<C;T(n),T> for noe nêN og at (15) <x,t,h>êC;T(n)(w). Men:

C;T(n)(w) = X1(w)(n) Inkl Mg(<x,t,h>: T;w(h,x,t)) og

C;F(m)(w) = X2(w)(m) Inkl Mg(<x,t,h>: F;w(h,x,t)).

Det følger derfor at (16) F;w(h,x,t) & T;w(h,x,t). Men dette strider mot A4 i lys av (13.1).

Tilfelle (ii): N;1 tillater h for x ved tidspunktet t i verdenen w og N;2 forbyr h for x ved t i verdenen w. Dette tilfelle bevises på en helt analog måte.

(D) Det må vises at S inneholder minst tellbart uendelig mange normer.

I lys av konstruksjonen av S vil det være tilstrekkelig å godtgjøre at de diverse normbetingelsene C;T(n) for nêN er distinkte. Anta derfor for vilkårlige k,m at k,mêN og at k≠m. Vi har at I– X;0 er ikke-tom. Det finnes derfor en w;0 der w;0ê(I–X;0). Da har vi fra definisjonen av C;T(n) (Jmf. (8) ovenfor) at:

(17) C;t(k)(w;0) = X;1(w;0)(k) & C;T(m)(w;0) = X1(w;0)(m). Fra dette, det at k≠m og (6) følger at: (18) X1(w;0)(k) Ω X1(w;0)(m)=ø og dessuten at

(19) X1(w;0)(k) ≠ø≠ X1(w;0)(m). Det følger at (20) X1(w;0)(k) ≠ X1(w;0)(m). Derfor kan vi i lys av (17) slutte at C;T(k)(w;0) ≠ C;T(m)(w;0). Men herav følger C;T(k)≠ C;T(m). Dette viser at punkt (iv) i teoremet holder.

(E) Vi må også vise at punkt (v) i teoremet holder. Anta derfor at weI&N;1,N;2êS og N;1≠N;2. Tilfelle (i). wêX;0. Da har vi siden N;1,N;2êS at N;1=<C;T(n),T> eller N;1 = <C;F(n),F> for noe nêN og at N;2=<C;T(k),T> eller N;2 = <C;F(k),F> for noe kêN. Det er altså nødvendig å sondre mellom fire undertilfeller her: (a) Anta N;1= <C;T(n),T> og N;2=<C;T(k),T> for noe k,nêN. Siden N;1≠N;2 må vi ha k≠n. Siden wêX;0 har vi da i lys av (8) at

C;T(n)(w)=ø=C;T(k)(w). Da har vi selvfølgelig at C;T(n)(w)ΩC;T(k)(w) =ø og derfor at (N;1);1(w) Ω (N;2);1(w) =ø. (b) N;1 = <C;T(n),T> og N;2=<C;F(k),F> for noen n,kêN. Siden wêX;0 har vi da i lys av (8) og (9) at:

(N;1);1(w) = C;T(n)(w) = ø = C;F(k)(w) = (N;2);1(w) og derfor at (N;1);1(w) Ω (N;2);1(w)=ø. (c) N;1=<C;F(n),F> og N;2= <C;T(k),T> for k,nêN. Dette tilfellet behandles på samme måte som det foregående. (d) N;1= <C;F(n),F> og N;2=<C;F(k),F> for k,nêN. Også dette tilfellet behandles etter det mønster som er vist.

Tilfelle (ii). wê(I–X;0). Igjen må man sondre mellom forskjellige under-tilfelle, nemlig dem vi nevnte ovenfor. Av disse tilfellene ser vi her bare på undertilfelle (b) siden de andre undertilfellene kan behandles på akkurat den samme måten. De overlates derfor til leseren.

(b) Vi har i lys av (8) og (9) at:

C;T(n)(w) = X1(w)(n) og C;F(k)= X2(w)(k). Men da har man:

X1(w)(n) Inkl G(w) og X;2(w)(k) Inkl D(w) og vi har åpenbart D(w)ΩG(w)=ø. (Jmf. A4). Da X1(w)(n)ΩX2(w)(k)=ø og derfor må man også kunne konkludere med at: (N;1);1(w) Ω (N;2);1(w) =ø. Dette avslutter vårt bevis for at S oppfyller det femte kravet i teoremet.

Vi har nå konstruert et normsystem S og vist at det oppfyller kravene (i) – (v) i teoremet under forutsetning av at setningene (+) og (++) holder.

Det må imidlertid også bevises at det finnes et helt kontinuum av slike normsystemer.

Fra (++) følger eksistensen av w;0êI der man har:

(21) Mg(<x,t,h>: A;(w;0)(h,x,t)) ≠ø. Vi har da at i lys av (++) at:

(22) Cd(D(w;0))≥Aleph;0 & Cd(G(w;0)) ≥Aleph;0. Fra (4) følger siden w;0ê(I–X;0) at:

(23) (Aw)(wê(I–(X;0U{w;0})) –> (Cd(G(w)) ≥Aleph;0 & Cd(D(w))≥Aleph;0))

Vi kan da som ovenfor, for alle wê(I–(X;0U{w;0})) velge ut funksjoner X1(w),X(2)(w) der vi har at (6) og (7) holder. Siden Cd(D(w;0))≥Aleph;0 kan vi finne en partisjon av denne, j(w;0) i tellbart uendelig mange delmengder, ie. en funksjon j(w;0) som oppfyller det følgende krav:

(24) j(w;0) : N –> Pt(D(w;0)) & (An)(nêN –> j(w;0)(n)≠ø) &
(Ak;1)(Ak;2)(k;1,k;2êN & k;1≠k;2 –> j(w;0)(k;1)Ω j(w;0)(k;2) =ø) &
UN(Mg(j(w;0)(k): kêN)) = D(w;0)

Fra (22) og velkjente setninger i mengdelæren følger også eksistensen av en mengdefamilie <a;k>/kêN/ der vi har at de diverse elementer er innbyrdes disjunkte, UN/kêN/(a;k) = G(w;0) og hvor Cd(a;k)≥Aleph;0 for alle kêN.

La nå bê(Pt(a;0)–{ø}). Siden Cd(a;0)≥Aleph;0 har vi at:

Cd(Pt(a;0)–{ø})≥Cd(Reell)

For hver bê(Pt(a;0)–{ø}) vil vi nå definere en bestemt funksjon d(b,w;0). Denne er definert slik:

(i) d(b,w;0)(0)=b

(ii) d(b,w;0)(1) = ((a;1Ua;0)–b)

(iii) d(b,w;0)(n) = a;n om n>1 & nêN

Man ser at d(b,w;0) : N –>Pt(G(w;0)) og de diverse d(b,w;0)(j) ettersom j gjennomløper N er innbyrdes disjunkte, ikke-tomme, og at de samlet uttømmer G(w;0). For hver bê(Pt(a;0)–{ø}) definerer vi en sekvens av normbetingelser
C;(T,b)(n) (som avhenger av b) slik:

C;(T,b)(n) = Mg(<w,X1(w)(n)>: wê(I–(X;0U{w;0}))) U
{<w;0,d(b,w;0)(n)>} U Mg(<w,ø>: wêX;0)

Videre defineres C;F(n) ved:

C;F(n) = Mg(<w,X2(w)(n)>: wê(I–(X;0U{w;0}))) U
{<w;0,j(w;0)(n)>} U Mg(<w,ø>: wêX;0)

Tilslutt definerer vi S;b for bê(Pt(a;0)–{ø}) ved:

S;b = Mg(<C;(T,b)(n),T>: nêN) U Mg(<C;F(n),F>: nêN)

Dermed har vi for hvert bê(Pt(a;0)–{ø}) fullført konstruksjonen av et normativt system S;b. For hvert slikt S;b kan vi akkurat på samme måte som ovenfor , men selvfølgelig med visse mindre modifikasjoner, bevise at S;b oppfyller kravene (i) – (v) i teoremet. Videre er det heller ikke så vanskelig å bevise:

(25) b;1,b;2ê(Pt(a;0)–{ø}) & b;1≠b;2 –> S;(b;1) ≠ S(b;2)

Fra dette og bemerkningene ovenfor følger så satsen.

Det gjenstår imidlertid å gi et bevis for (25). Anta derfor for vilkårlige b;1,b;2 at b;1,b;2ê(Pt(a;0)–{ø}) & b;1≠b;2. Da har vi i lys av definisjonen av C;(T,b)(n) at:

(26) C;(T,b;1)(0)≠C;(T,b;2)(0)

(27) C;(T,b;1)(1)≠C;(T,b;2)(1)

(28) (An)(nêN &n>1 –> C;(T,b;1)(n)=C;(T,b;2)(n))

(29) (An)(n≥0 –> C;F(n)= C;F(n))

Anta for reduktio ad absurdum at S;(b;1)= S;(b;2). Da har vi C;(T,b;1)(0)êS;(b;1)=S;(b;2).

Da må vi ha at C;(T,b;1)(0) enten er en av C;(T,b;2)(n) for nêN eller C;F(n) for noen. Det siste er utelukket. Dette ser man lett fra våre definisjoner av "C;(T,b)(n)" og "C;F(n)". Vi

må derfor ha C;(T,b;1)(0) = C;(T,b;2)(n) for noe nêN. Men da d(b;1,w;0)(0) = d(b;2,w;0)(n) for noe nêN. Men fra definisjonen av "d(b,w;0)" ser man at dette er umulig. Dette avslutter beviset. **Q.E.D.**

Før vi går videre og tar opp endel andre emner, vil vi nevne enkelte forhold av interesse i forbindelse med teoremet ovenfor.

Forutsetningene i dette teoremet er som man ser (+) og (++). Disse forbehold er kanskje unødvendig sterke og kan kanskje virke diskutable. Dette gjelder særlig (+). Som man ser impliserer (+) at i enhver verden w hvor det finnes en person x, et tidspunkt t og et handlingsalternativ h som er slik at h står åpent for x ved t i denne verden vil det finnes minst tellbart uendelig mange tripler <x,t,h> slik at A;w(h,x,t). Som antydet kan dette virke kontroversielt. Hvis man tar uttrykket "logisk mulig verden" alvorlig virker det mer plausibelt å tro at det i noen verdener bare eksisterer et endelig antall slike tripler. Imidlertid er konsekventen i teoremet implisert av langt svakere forutsetninger. Hvis vi i stedet for (+) og (++) bruker f.eks. :

(+++) Cd(Mg(<x,t,h>: (Ew)(wêI & A;w(h,x,t))))≥Aleph;0 &
Mg(<x,t,h>: (Ew)(wêI & F;w(h,x,t)))≠ø

kan vi fremdeles vise at konsekventen i teoremet holder. Vi skal imidlertid ikke gjøre dette her. Man ser også lett at (+) og (++) sammen impliserer (+++), mens det omvendte ikke holder. Erstatter vi derfor antesedenten i Teorem 5 med denne setningen får man følgelig et sterkere teorem som også i tillegg har en mer plausibel forutsetning.

§9

I L;N kan vi formulere en rekke eiendommelige setninger som logisk sett er forenelige med de aksiomer vi har nevnt. Vi skal se på to slike setninger og tar dem opp til nærmere drøftelse fordi de representerer spesialtilfelle som det har en viss interesse å undersøke konsekvensene av. Først betrakter vi:

E1 (Ax)(At)(Aw)(Ah)(A;w(h,x,t) –> (E!h)(A;w(h,x,t)))

Denne setningen uttrykker at hvis h er et handlingsalternativ som står åpent for personen x ved tidspunktet t i verdenen w så er h det eneste handlingsalternativ som står åpent for vedkommende.

Den andre setningen som vil bli betraktet er:

E2 (Ah)(At)(Aw)(Ax)((wêI & P;w(x) & Tp(t)) –> ¬(Eh)(A;w(h,x,t)))

Denne setningen er muligens enda mer "ekstrem" og uttrykker at intet handlingsalternativ står åpent for noen person ved noe tidspunkt i noen mulig verden.

I forbindelse med disse to setningene skal vi bare nevne det følgende teorem:

Teorem 6 (a) Anta E1 holder. Da gjelder (i) at enhver tillatelsesnorm er gyldig. (ii) Er N en forbudsnorm hvor (N);1(w)≠ø for alle wêI så er h ugyldig i enhver verden. (b) Anta E2 holder. Da er enhver norm gyldig.

Bevis: (a) Anta E1 holder og anta at <C,T> er en vilkårlig tillatelsesnorm. Det vil være tilstrekkelig å vise at (1) C(w) Inkl T(w) om w er en vilkårlig mulig verden. Anta derfor for vilkårlig z, w at zêC(w). Siden C er en normbetingelse følger det da at det finnes x, t og h

slik at z=<x,t,h> og (1.1) A;w(h,x,t). Ved hjelp av E1 følger fra dette at (E!h)(A;w(h,x,t)). Sett h;0 = (ih)(A;w(h,x,t)). Da har vi:
(2) A;w(h;0,x,t). Fra A5 kan man slutte at (Eh)(A;w(h,x,t) & ¬F;w(h,x,t)). Vi må derfor ha ¬F;w(h;0,x,t). Dette, (2) og A4 gir en: T;w(h;0,x,t). Men da <x,t,h;0>êT(w). Videre følger ved hjelp av (1.1), (2) og E1 at h=h;0. Fra dette kan man slutte at z=<x,t,h>êT(w). Dette viser at (1) holder.

Anta <C,F> er en vilkårlig forbudsnorm og at (3) C(w)≠ø for alle wêI. La w være en vilkårlig mulig verden. Det vil da være nok å vise at

(4) ¬(C(w) Inkl F(w)) mao. at (5) (Ez)(zêC(w) & ¬(zêF(w))).

Siden w er en vilkårlig verden følger ved hjelp av (3) at C(w)≠ø. Dette innebærer at det finnes noe z der zêC(w). Fra definisjonen av "normbetingelse" følger da eksistensen av x, t og h slik at (7) z=<x,t,h> & A;w(h,x,t). På akkurat samme måte som ovenfor viser vi da at ¬F;w(h,x,t). Det følger at (8) ¬(zêF(w)). Dette viser at (5) holder.

(b) Anta E2 holder og anta at N er en vilkårlig norm. La C være normbetingelsen i N. Anta mot formodning at det finnes (1) wêI & C(w)≠ø. Da finnes det noe z der zêC(w) og derfor x, t og h slik at (2) z=<x,t,h> & A;w(h,x,t). Men fra dette følger ved hjelp av A1 at wêI & Tp(t) & P;w(x). Dette og (2) strider åpenbart mot E2. Det følger derfor at (3) (Aw)(wêI –> C(w)=ø). Nå har vi imidlertid (4) (Aw)(wêI –> (ø Inkl T(w) & ø Inkl F(w)). Derfor er <C,t> såvel som <C,F> gyldige. Men C var en vilkårlig normbetingelse. Det følger derfor at enhver norm er gyldig om man forutsetter E2. **Q.E.D.**

Det bør nevnes at det omvendte til punkt (b) også gjelder: Er E2 usann er det lett å konstruere en ugyldig norm. Leseren bør forsøke å gjøre dette som en øvelse.

Man kan derfor konkludere med at:

Teorem 7 E2 holder hvis og bare hvis enhver norm er gyldig.

De to setningene E1 og E2, samt de teoremene vi nettopp har nevnt, minner en om at man i etikken før eller senere kommer til spørsmålet om den frie vilje og determinismens gyldighet. Hvis den tanke at alt er forutsbestemt er logisk nødvendig synes det ved første blikk som om det enten er slik at det umulig kan finnes handlingsalternativer, mao. som om E2 er riktig, eller som om det er slik at man i enhver verden bare kan velge å gjøre en ting, nemlig det man faktisk gjør. Dette er hva E1 i en viss forstand uttrykker. I det første tilfelle vil alle normer være gyldige, i det andre tilfelle alle tillatelsesnormer. I det andre tilfelle vil det altså logisk sett være umulig å forby noe. I begge tilfeller faller etiske distinksjoner mellom tillatte og forbudte handlingsalternativer vekk som mer eller mindre meningsløse. Merk imidlertid at dette bare er om determinisme impliserer en eller begge av tesene E1 og E2. Dette kan diskuteres. Imidlertid faller det utenfor rammen av dette arbeid å gå inn på en inngående diskusjon av dette spørsmål.

§10

La oss nå vende tilbake til spørsmålene som har med normative konflikter å gjøre. Vi så tidligere at en norm N forbyr x ved tidspunktet t å realisere handlingsalternativet h i verdenen w hvis og bare hvis <x,t,h> oppfyller normetingelsen i N i verdenen w og konsekventen i N var forbudsbetingelsen F. Tilsvarende stipulerte vi at normen N tillater x å utføre handlingsalternativet h i verdenen w hvis og bare hvis <x,t,h>ê(N);1(w) & (N);2=T. I dette tilfelle må konsekventen i N, dvs. den andre komponenten i N, være tillatelsesbetingelsen T. Er nå N;1 og N;2 to normer og har vi <x,t,h>ê(N;i)(w) der i=1,2 og

er det videre slik at (N;1);2≠(N;2);2 vil det, om vi holder oss til våre tidligere definisjoner, være en konflikt mellom N;1 og N;2 med hensyn på triplet <x,t,h> i verdenen w. Den ene normen forbyr x å utføre h ved tidspunktet t i verdenen w mens den andre normen tillater dette.

Dette var en type normkonflikt. Også en annen type normkonflikt ble nevnt: Anta (Eh)A;w(h,x,t) & wêI og anta at S er et normativt system. Det kan da være at ethvert alternativ som står åpent for x ved tidspunktet t i verdenen w forbys av en eller annen norm i S, mao. kan det være slik at:

(Ah)(A;w(h,x,t) –> (EN)(NêS & (N);2=F & <x,t,h>ê(N);1(w)))

Dette innebærer at uansett hva x gjør ved tidspunktet t i verdenen w – og x må jo realisere ett av de alternativer som er åpne – vil vedkommende bryte en eller annen norm i S. Er de betingelsene som her er nevnt oppfylt vil vi si at S forbyr ethvert alternativ som står åpent for x ved tidspunktet t i verdenen w. Dette var altså den andre typen av normkonflikt.

Etter denne redegjørelsen, som egentlig bare er en repitisjon og oppsummering av forhold som har blitt nevnt tidligere, skal vi nå formulere og bevise to resultater av relevans i denne forbindelse:

Teorem 8 (a) Anta wêI & A;w(h,x,t). Anta videre at det finnes normer N;1 og N;2 som er slik at

(i) <x,t,h>ê(N;i);1(w) for i=1,2

og dessuten slik at :

(ii) (N;1);2 ≠ (N;2);2

Da kan ikke begge normene være gyldige i w.

(b) Anta wêI & (Eh)(A;w(h,x,t) og at S er et normsystem som oppfyller følgende krav:

(Ah)(A;w(h,x,t) –> (EN)(NêS & (N);2=F & <x,t,h>ê(N);1(w)))

Da er ikke S gyldig i verdenen w. Det finnes altså minst en norm i S som ikke er gyldig i w.

Noen bemerkninger først. Er x et ordnet par betegner "(x);1 " og "(x);2)" henholdvis den første og andre komponenten i x. Videre minner vi om at "norm" her selvfølgelig brukes i den betydningen som tidligere har blitt fastlagt. Dette innebærer at en norm enten er et par av typen <C,F> eller et par av typen <C,T> der C er en normbetingelse og funksjonene T og F er definert som tidligere.

Bevis: (a) Anta at forutsetningene som er nevnt holder og at begge normene er gyldige i verdenen w. Vi ønsker å vise at man da kan utlede en motsigelse. At normene N;1 og N;2 er gyldige i verdenen w innebærer per definisjon at

(1) (N;i);1(w) Inkl (N;i);2(w) der i=1,2.

Når det gjelder N;1 er det to muligheter: *Tilfelle (a1)*: (N1);2 =T. Fra forutsetningene må vi da ha (N2);2=F. Fra dette, (i) under punkt (a) i satsen og (1) følger (2) <x,t,h>êT(w) & <x,t,h>êF(w). Dette innebærer at

(3) T;w(h,x,t) & F;w(h,x,t). Men vi har A;w(h,x,t). Fra dette og A4 følger: T;w(h,x,t) <–> ¬F;w(h,x,t). Men dette og (3) gir oss helt åpenbart en motsaigelse.

Tilfelle (a2): (N1);2=F. Fra forutsetning (ii) under punkt (a) følger da (N2);2=T. Fra disse to forhold, (i) og (1) følger på samme måte som rett ovenfor at

<x,t,h>êT(w) & <x,t,h>êF(w) som er umulig i lys av A4 siden A;w(h,x,t).

I begge tilfelle kan vi altså utlede en motsigelse. Det følger at ikke begge normene er gyldige i w. Man ser at vi i dette beviset støtter oss vesentlig på aksiom A4 som impliserer at et handlingsalternativ ikke både kan være tillatt og forbudt.

(b) Anta forutsetningene under punkt (b) i teoremet holder og anta for reduktio ad absurdum at (1) S er gyldig i verdenen w. Fra dette følger per definisjon: (2) (An)(nêS –> (n);1(w) Inkl (n);2(w)). Vi ønsker nå å vise:

(3) (Ah)(A;w(h,x,t) –> F;w(h,x,t). Anta derfor for vilkårlig h at

(4) A;w(h,x,t). Fra dette og forutsetningen (i) under punkt (b) i satsen følger da eksistensen av N der vi har (5) NêS & (N);2=F & <x,t,h>ê(N);1(w). Fra (5) og (2) følger åpenbart (6) <x,t,h>êF(w). Fra dette og definisjonen av F følger så at (7) F;w(h,x,t). Siden h var vilkårlig objekt der (4) holdt følger det at (3) holder. Fra forutsetningen om at wêI & (Eh)(A;w(h,x,t) følger ved hjelp av A5 at

¬(Ah)(A;w(h,x,t) –> F;w(h,x,t). Dette strider åpenbart mot (3) og gir oss derfor en motsigelse. Fastholder man derfor forutsetningene under punkt (b) i teoremet må vi følgelig gi opp påstanden om at S er gyldig i verdenen w. **Q.E.D.**

I følge E;3, som i dette arbeid fungerer som ramme-teori, er ethvert utsagn enten sant eller usant i enhver verden w. Et utsagn er sant om det er sant i den aktuelle verden og usant om det er usant i den aktuelle verden. Siden vi her begrenser oss til å bruke utrykkene "x er sant i w" og "x er usant i w" til de tilfelle der x er et utsagn og w en logisk mulig verden følger det at normer i den betydning som er innført her strengt tatt ikke er sanne eller usanne fordi normer er ordnete par og ikke utsagn. Men til enhver norm kan vi tilordne et utsagn, nemlig det utsagn som er sant i nøyaktig de og bare de verdenene hvor normen er gyldig. Vi kaller det utsagnet som er entydig bestemt av en norm N på denne måten for innholdet i normen N og betegner det med "u(N)". Dette kan formelt defineres slik:

Definisjon 10.1 u(N) = s;-1(Mg(w: wêI & (N);1(w) Inkl (N);2(w)))

Siden norminnholdet til en norm er et utsagn vil dette være en entitet som enten er sann eller usann i enhver verden. Man innser også lett med utgangspunkt i definisjonen ovenfor at en gyldig norm er en norm hvor norminnholdet er det tautologiske eller nødvendig sanne utsagn. Merk også at det ikke er noe i teorien N1 som utelukker at to distinkte normer kan ha det samme norminnhold.

Hvis vi nå tillater oss å kalle en norm N sann hvis og bare hvis dens norminnhold er sant i den aktuelle verden, og dessuten stipulerer at N er sann i verdenen w hvis og bare hvis dens norminnhold er sant i verdenen w, har vi gitt en helt bestemt mening til talemåten at normer er sanne eller usanne. Dette er i hovedsaken ikke noe annet enn en alternativ terminologi til den gyldighets-terminologien vi har benyttet og introdusert tidligere. En norm kalles for nødvendig sann om dens norminnhold er sant i alle logisk mulige verdener. Den kalles for kontradiktorisk om dens norminnhold ikke er sant i noen mulig verden. Endelig kalles en norm for kontingent om den hverken er nødvendig sann eller kontradiktorisk.

Finnes det normer om er sanne? Finnes det normer som er logisk nødvendig sanne? Finnes det kontingente normer? Hvis man medgir riktigheten av forutsetningene i Teorem 5, eventuelt den svakere forutsetningen (+++) som ble nevnt i forbindelse med dette teorem, må man akseptere et bekreftende svar på de to første spørsmål. Det er heller ikke vanskelig å vise at dersom man aksepterer f. eks. (+++) så finnes det kontingent sanne normer. Svaret blir i så fall også blir bekreftende på det siste av de tre nevnte spørsmål.

Men det bør bemerkes at de normer vi i Teorem 5 har bevist eksistensen av ikke nødvendigvis er formulerbare, eller uttrykkbare, i noe vanlig naturlig talt språk. Man kan derfor stille spørsmålet om det finnes generelle, sanne, eventuelt nødvendig sanne, normer som kan uttrykkes i et vanlig, naturlig talt språk. Det er intet ved teoriene N1 er N2 som utelukker dette. Men det må medgis at det i praksis er svært vanskelig å formulere helt

generelle påbuds -, tilatelses - og forbudsnormer av ikke-triviell og informativ karakter hvor man enten ikke kan finne noen faktiske moteksempler, eller hvor man ikke kan spesifisere noen mulige situasjoner hvor normen ikke gjelder. Dette inntrykk styrkes også av det forhold at det er vanskelig å formulere normsystemer hvor det ikke er mulig å tenke seg noen konflikt mellom normene i visse situasjoner. I såfall kan ikke alle normene i systemet være gyldige. Foreligger konflikten i den aktuelle verden kan heller ikke alle normene i systemet være sanne om man forusetter den terminologien som ble introdusert ovenfor.

Dette utelukker likevel ikke at det ved et gitt generellt normativt system der alle normene kan uttrykkes i et naturlig språk og hvor konflikt ikke bare er mulig, men faktisk forekommer, likevel kan være korrekt å rette seg etter systemet i alle de situasjonene hvor det ikke oppstår noen konflikt mellom normene. Det er derfor ikke utenkelig at systemet kan være til hjelp i praksis og kanskje til og med gir korrekt etisk veiledning i en rekke sistuasjoner.

Innenfor den rammen vi nå har satt opp synes det til en viss grad å være mulig å kaste noe lys over denne mulighet.

La oss først gjøre rede for hva som menes med uttrykket "Det normative systemet S er konfliktfritt med hensyn på triplet <x,t,h>". Dette gjøres ved hjelp av den følgende definisjon:

Definisjon 10.1 Et normativt system S er konfliktfritt med hensyn på triplet <x,t,w> hvis og bare hvis det oppfyller de følgende krav:

(i) S er et normativt system
(ii) wêI & (Eh)A;w(h,x,t)
(iii) (Ah)(A;w(h,x,t) –> (EN)(NêS & <x,t,h>ê(N);1(w)))
(iv) (Ah)(A;w(h,x,t) –> ¬(EN;1)(EN;2)(N;1,N;2êS &
(N;1);2≠(N;2);2 & <x,t,h>ê(N;1);1(w) & <x,t,h>ê(N;2);1(w)))
(v) ¬(Ah)(A;w(h,x,t) –> (EN)(NêS & (N);2=F & <x,t,h>ê(N);1(w)))

Det skulle være lett å skjønne hva de to første kravene i denne definisjonen innebærer. Det tredje kravet sier at hvis h er et handlingsalternativ som står åpent for x ved tidspunktet t i verdenen w så finnes det en norm N hvor NêS og hvor <x,t,h> oppfyller normbetingelsen i N i verdenen w. Fra de forklaringer som tidligere er blitt gitt ser man at kravet (iv) sier at det ikke finnes noen konflikt mellom noen normer i S med hensyn på triplet <x,t,h> i w dersom A;w(h,x,t). Endelig uttrykker (v) at det ikke er slik, for ethvert av de handlings-alternativer som står åpne for x ved tidspunktet t i verdenen w, at det forbys av en eller annen norm i S.

I tilknytning til dette begrep nevnes den følgende sats som sier at hvis S er et gyldig normativt system som dekker enhver situasjon så er S konfliktfritt med hensyn på ethvert triple <x,t,w> hvor man har at wêI & (Eh)(A;w(h,x,t)). Vi formulerer dette som et eget teorem:

Teorem 9 Anta S er et gyldig normativt system som dekker enhver situasjon. Da har vi for alle w,x,t der wêI og (Eh)(A;w(h,x,t)) at S er konfliktfritt med hensyn på triplet <x,t,h>.

Av plasshensyn overlater vi beviset for denne sats til leseren.

Noe mer vesentlig i denne sammenheng er imidlertid den følgende sats:

Teorem 10 Anta (‡) (Ew)(wêI & Cd(Mg(<x,t>: (Eh)(T;w(h,x,t)) &
(Eh)(F;w(h,x,t)))) ≥ Aleph;0)

Da finnes det et helt kontinuum av normative systemer S som oppfyller de følgende krav:

(i) Ingen normer i S er gyldige.

(ii) Man har for alle x,t,h og w at hvis wêI & A;w(h,x,t) og S er konfliktfritt med hensyn på triplet <x,t,w> så gjelder følgende to ting:

(a) T;w(h,x,t) dersom (EN)(NêS (N);2=T & <x,t,h>ê(N);1(w))

(b) F;w(h,x,t) dersom (EN)(NêS (N);2=F & <x,t,h>ê(N);1(w))

Når det gjelder beviset for denne satsen er dette noe mer innfløkt. Vi skal gi et bevis, men det kan først være hensiktsmessig å ledsage satsen med noen kommentarer som kan forhindre misforståelser.

Først noen ord om forutsetningen (‡): Betingelsen "(Eh)(T;w(h,x,t)) & (Eh)(F;w(h,x,t)))" innebærer at det finnes et handlingsalternativ som det er etisk sett tillatt for x å realisere fra ogmed tidspunktet t i verdenen w og at det desuten finnes et handlingsalternativ som er forbudt for x ved tidspunktet t i verdenen w. Siden intet handlingsalternativ både er forbudt og tillatt innebærer dette at minst to handlingsalternativer står åpne for x ved tidspunktet t i verdenen w. (‡) sier derfor at det finnes en logisk mulig verden w hvor antallet par <x,t> der det finnes minst to handlingsalternativer som står åpne for x ved t i verdenen w er minst tellbart uendelig. Dette virker rimelig intuivt bedømt. Man føler at man i det minste i fantsien kan forestille seg en mulig verden der tiden er uendelig i hver retning, innover i fremtiden og bakover mot fortiden, og at det ved ethvert tidspunkt i en uendelig rekke t;0,t;1,t;2,... der t;(n+1) kommer i en viss avstand etter t;n i denne verden finnes en persom som kan velge mellom et forbudt og et tillatt alternativ. Antar vi dessuten at intet handlingsalternativ som står åpent for ved et gitt tidspunkt i verdenen w er identisk med noe handlingsalternativ som står åpent ved noe annet tidspunkt, impliserer dette at w oppfyller det krav som nevnes i (‡). Forutsetningen virker derfor rimelig.

La oss også nevne at setningen er en eksistenssetning. Den sier at dersom (‡) holder finnes det en mengde med normative systemer S som har egenskapene (i) og (ii). Satsen sier intet om hvordan man skal konstruere slike systemer, f.eks. systemer av denne type hvor alle normene kan uttrykkes ved setninger i et naturlig språk, f.eks. norsk. Slik sett er setningen fra en logisk synsvinkel nokså svak.

Det prinsipielt viktige i denne forbindelse er imidlertid at satsen åpner for muligheten av å spesifisere normsystemer der normene ikke er uten konflikter innbyrdes, men der det likevel kan være riktig å gjøre det normsystemet tillater og forbudt å gjøre det normsystemet forbyr i de tilfelle der det ikke er konflikt. For en deontolog som finner det vanskelig å spesifisere konfliktfrie normsystemer kan dette være til en viss trøst, og for dem som er interessert i teorien N1 og som derfor også fatter en viss interesse for hva som kan utledes i den tror vi heller ikke at teoremet helt mangler interessante trekk.

Bevis: Anta (‡) holder. Da finnes det en w;0êI der man har:

(1) Cd(Mg(<x,t>: (Eh)(T;(w;0)(h,x,t)) & (Eh)(F;(w;0)(h,x,t)))) ≥ Aleph;0

Sett per definisjon Q= Mg(<x,t>: (Eh)(T;(w;0)(h,x,t)) & (Eh)(F;(w;0)(h,x,t))). Da finnes det en delmengde A av Q som er slik at:

(3) A Inkl Q & Cd(A)≥Aleph;0 og som dessuten er slik at:

(4) Cd(Q–A)≥ Aleph;0.

Vi definerer "K(w;0)" ved:

(5) K(w;0) = Mg(<x,t,h>: <x,t>êA & A;(w;0)(h,x,t))

Dessuten defineres "TL(w;0)" og "FB(w;0)" ved:

TL(w;0) = Mg(<x,t,h>: T;(w;0)(h,x,t))

FB(w;0) = Mg(<x,y,h>: F;(w;0)(h,x,t))

Nedenfor gis det bevis for at følgende holder:

(6) Cd(TL(w;0) – K(w;0))≥Aleph;0 & Cd(FB(w;0)–K(w;0))≥Aleph;0.

(7) Cd(TL(w;0) Ω K(w;0))≥Aleph;0 & Cd(FB(w;0)ΩK(w;0))≥Aleph;0

Det vil da også finnes en mengde B der vi har:

(8) B Inkl (TL(w;0) – K(w;0)) og i tillegg at:

(9) Cd(B) ≥ Aleph;0 & Cd[(T(w;0) –K(w;0))–B]≥Aleph;0

Vi definerer C(x,y) ved:

(10) C(x,y) = {<w;0,xUy>}U Mg(<w',ø>: w'≠w;0 & w'êI)

Dernest settes per definisjon:

(11) N;1= Mg(<C(x,y),F>: ø≠x Inkl F(w;0) & ø≠y Inkl (K(w;0)ΩT(w;0)))

(12) N;2= Mg(<C(x,y),T>: ø≠xêPt(T(w;0) – B) & ø≠yêPt(K(w;0)ΩF(w;0)))

Er a Inkl B setter man per definisjon:

(13) P;a = {<C(a,K(w;0)),T>}U{<C(B-a,K(w;0)),T>}

Tilslutt defineres S;a = N;1UN;2U P;a. Det vi nå ønsker å vise er at S;a er et norm system med de ønskede egenskaper for ethvert aê(Pt(B) – {ø}).

Fra definisjonen av Q, formel (2) ovenfor, følger:

(15) (Ax)(At)(<x,t>êQ –> Mg(h: T;(w;0)(h,x,t))≠ø & Mh(h: F;(w;0)(h,x,t))≠ø)

Dette innebærer, om man aksepterer utvalgsaksiomet, som inngår i teorien N1, at det finnes to funksjoner X1 og X2 der man har:

(16) Func(X1) & Func(X2) & Dom(Xi)=Q (i=1,2)

(17) (Ax)(At)(<x,t>êQ –> T;(w;0)(X1(x,t),x,t))

(18) (Ax)(At)(<x,t>êQ –> F;(w;0)(X2(x,t),x,t))

Vi definerer to funksjoner f1 og f2 der domenet er Q ved:

(19) f1(x,t) = <x,t,X1(x,t)> om <x,t>êQ

(20) f2(x,t) = <x,t,X2(x,t)> om <x,t>êQ

Man innser lett at f1 og f2 er en-entydige.

Det skulle nå også være lett å se at vi må ha, uten at det skulle være nødvendig å argumentere i detalj til fordel for dette, at:

(21) Rest(f1,A): A –(1-1)–> TL(w;0)ΩK(w;0)

(22) Rest(f2,A): A –(1-1)–> FB(w;0)ΩK(w;0)

(23) Rest(f1,(Q–A)): (Q–A) –(1-1)–> TL(w;0)–K(w;0)

(24) Rest(f2,(Q–A)): (Q–A) –(1-1)–> FB(w;0)–K(w;0)

Fra disse forhold, samt (3) og (4) følger som man ser at (6) og (7) ovenfor holder.

Er B fiksert og tenker man seg at a gjennomløper Pt(B) vil S;a variere med a. La nå a være et fiksert element i (Pt(B)–{ø}). Vi må da vise at S,a er et normsystem med de egenskapene som kreves, nemlig egenskapene (i) og (ii).

Først må det godtgjøres at S;a er et normsystem. Dette innebærer at vi må vise at alle de enkelte elementene i S;a er normer. Anta derfor at x er et vilkårlig element i S;a, med andre ord at xêS;a. Fra (14) ser man da at x enten er med i N;1, N;2 eller P;a. Er xêN;1 har vi at x=<C(d,e),F> for noen d,e der ø≠d Inkl FB(w;0) og e Inkl K(w;0)Ω TL(w;0). Det er da nok å vise at C(d,e) er en normbetingelse. Fra definisjonen (10) ser man at det dreier seg om en funksjon der domenet er I. Er w'≠w;0 & w'êI har vi i følge (10) at C(d,e)(w')=ø Inkl Mg(<x,t,h>: A;w(h,x,t)). Er w'=w;0 har vi at:

C(a,b)(w;0) = dUe Inkl FB(w;0) U (K(w;0)ΩTL(w;0)) Inkl

Mg(<x,t,h>: A;w(h,x,t))

Fra disse forhold og definisjonen av normbetingelse fremgår det tydeligvis at C(d,e) er en normbetingelse. Dette innebærer at i dette tilfelle er x en norm. Man innser på lignende vis at x er en norm om xêN;2 eller om xêP;a. Man kan derfor konkludere med at S;a er et normsystem.

Man må imidlertid også vise at alle normene i systemet er ugyldige. Anta derfor for vilkårlig x at xêS;a. Da er x enten med i N;1, N;2 eller P;a. La oss først se på det tilfelle at xêN;1. Da har man fra definisjonen av N;1 at det finnes d,e der:

(25) x=<C(d,e),F> & ø≠dêPt(F(w;0)) & ø≠e êPt(K(w;0)ΩT(w;0))

man har at C(d,e)(w;0)= dUe fra definisjonen av C. Fra (25) følger at b er ikke-tom. Da følger det at det finnes noe q slik at (26) qêe. Da har vi at

(27) qêK(w;0)ΩT(w;0) og derfor at qêTL(w;0). Da kan man imidlertid ikke ha qêFB(w;0), derfor: (28) ¬(qêFB(w;0)). Men qêe Inkl dUe= C(d,e)(w;0). Det følger at ¬(C(d,e)(w;0) Inkl FB(w;0). Men dette innebærer at normen x ikke er gyldig. På tilsvarende vis går man frem for å vise at de diverse elementene i N;2 ogP;a også er ugyldige.

Det er selvfølgelig også nødvendig å vise at kravet (ii) i teoremet holder. Anta derfor for vilkårlige w;1,x,t og h at (29) w;1êI & A;(w;1)(h,x,t) og dessuten at

(30) S;a er konfliktfritt med hensyn på <x,t,w;1>. Det er to muligheter:

Tilfelle (a): w;1≠w;0. Da ser man fra definisjonene av S;a, N;1, N;2 og P;a at man har: (31) (An)(nêS;a –> (n);1(w;1) =ø). Men fra (30) og definisjonen av "konfliktfri" følger:

(32) (Ah)(A;(w;1)(h,x,t) –> (En)(nêS;a & <x,t,h>ê(n);1(w;1)))

Dette og (29) innebærer at:

(33) (En)(nêS;a & <x,t,h>ê(n);1(w;1))

Men dette strider åpenbart mot (31). Dette tilfelle er derfor utelukket og vi må ha:

Tilfelle (b): w;1=w;0. Vi ønsker å vise at ¬(<x,t,h>êK(w;0)). Anta for reduktio ad absurdum <x,t,h>êK(w;0). Fra definisjonen av K(w;0) har man da at <x,t>êA & A;(w;0)(h,x,t). Da har man enten T;(w;0)(h,x,t) eller F;(w;0)(h,x,t). (Jmf. A4).

Tilfelle (b1): T;(w;0)(h,x,t). I dette tilfelle har vi <x,t,h>êK(w;0)ΩTL(w;0). Sett per definisjon: (34) a'= {<x,t,h>}. Da ø≠a' Inkl K(w;0)ΩTL(w;0). Fra (7) – (9) følger eksistensen av b og c der:

(35) ø≠b Inkl FB(w;0) & ø≠c Inkl K(w,0)ΩFB(w;0)

I lys av (11) og (12) har man da om man per definisjon setter:

n;1=<C(b,a'),F> og n;2= <C(a',c),T> at (36) (n;1);2≠(n;2);2 & n;1,n;2êS;a. Man har også, som man ser, at (37) <x,t,h>ê(n;i);1(w;0) (i=1,2) siden (n;1);1(w;0) = bUa' og (n;2);1(w;0) = a'Uc. Men A;(w;0)(h,x,t) og det er slik at S;a er konfliktfritt med hensyn på <x,t,w;1>. Siden w;1=w;0 må S;a også være konfliktfritt med hensyn på <x,t,w;0>. Dette gir oss åpenbart en motsigelse. Dette tilfellet er derfor utelukket.

Tilfelle (b2): F;(w;0)(h,x,t). Da kan man på tilsvarende vis konstruere to normer som er i konflikt med hensyn på <x,t,h> i w;0 og som begge er med i S;a. Dette vil også stride mot at S;a er konfliktfritt med hensyn på <x,t,w;1>.

Antagelsen om at <x,t,h>êK(w;0) leder derfor til en motsigelse og man må følgelig ha: (38) ¬(<x,t,h>êK(w;0)). Anta nå:

(En)(nêS;a & <x,t,h>ê(n);1(w;1) & (n);2=T) Da må det finnes en n der:

(39) nêS;a & <x,t,h>ê(n);1(w;1) & (n);2=T Siden nêS;a & (n);2=T ser man fra definisjonen av S;a at det bare er to muligheter: (i) nêN;2 og (ii) nêP;a. I det første tilfellet har man n=<C(d,e),T> der:

ø≠d êPt(TL(w;0) – B) & ø≠eêPt(K(w;0)Ω FB(w;0)

Siden <x,t,h>ê(n);1(w;1)= dUe i dette tilfellet har vi <x,t,h>êa Inkl (TL(w;0) – B)) fordi ¬(<x,t,h>êK(w;0)) Da har vi T;(w;0)(h,x,t) som er det vi ønsker. Er nêP;a har vi enten C(a,K;(w;0))(w;0) = aUK(w;0) og i så tilfelle følger at <x,t,h>ê(n);1(w;0) = aUK(w;0). Siden (38) holder må man da ha:

<x,t,h>êa Inkl B Inkl (TL(w;0) – K(w;0))

og i så fall følger: T;(w;0)(h,x,t). Eller så er <x,t,h>ê(n);1(w;0) = (B-a)UK(w;0). Da følger også T;(w;0)(h,x,t). I alle tilfelle har vi T;(w;0)(h,x,t). Vi har dermed bevist (a) under punkt (ii) i teoremet.

Det gjenstår å gi et bevis for (b) under punkt (ii). Antar man:

(En)(nêS;a & <x,t,h>ê(n);1(w;1) & (n);2=T)

ser man at en slik n må være med i N;1 og i så tilfelle følger :

<x,t,h>ê(n);1(w;0) = C(d,e)(w;0) = dUe der ø≠d Inkl FB(w;0) og ø≠e Inkl (K(w;0)ΩTL(w;0)). I lys av (38) må vi da ha <x,t,h>êa Inkl FB(w;0) og i så fall følger F;(w;0)(h,x,t) som er det vi ønsker. Dette viser at punkt (b) under (ii) i teoremet holder.

Vi har Cd(B) ≥Aleph;0. Det følger da lett ved hjelp av velkjente mengdeteoretiske setninger at Cd(Pt(B) –{ø}) ≥ 2^(Aleph;0). Nå ser man at hvis a;1,a;2ê(Pt(B) – {ø}) så er S;(a;1) ≠ S;(a;2). Dette følger lett ved hjelp av definisjonen av "S;a" slik at vi her ikke gir noe omstendelig bevis for dette. Men alle S;a'ene har de to egenskapene som er nevnt i satsen og

Cd(Pt(B) –{ø}) ≥ 2^(Aleph;0)

Det følger at mengden av alle slike systemer må være minst likemektig med (Pt(B) –{ø}) og derfor ha et kardinalltall som er minst like stort som kontinuumet, dvs. klassen av de reelle tall.

Dermed har vi levert et fullstendig bevis for Teorem 10. **Q.E.D.**

§11

Vi har sett på normative systemer hvor det i visse tilfelle er en konflikt mellom normene. Av og til kan endel av disse konfliktene elimineres ved at det innføres en rangordning av normene i systemet.

La oss se på noen muligheter i denne forbindelse. Vi nevnte tidligere ordnete normative systemer, dvs. par <S,R> der S er et normativt system og R er en preordning over S. (Dette innebærer at R er en transitiv og refleksiv relasjon) Er R en relasjon over X definerer vi klassen av de R-maksimale elementene i a, der a Inkl X, som tidligere nevnt ved:

Max(R,a) = Mg(y: yêa & (Ax)(xêa –> yRx))

I det følgende innskrenker vi oss i den uhyre omfattende mengden av ordnete normative systemer til kun å betrakte de normative systemer <S,R> hvor man har at Max(R,a)≠ø for enhver aêPt(S) der a≠ø. Mao. vil enhver ikke-tom mengde av normer i de systemer vi betrakter alltid inneholde visse høyest rangerte normer. Merk at dette innebærer at R i et normativt system av den typen vi her begrenser oss til alltid vil være en preferanserelasjon og at hvis <S;R> er et slikt system så vil S inneholde visse normer som er minst like høyt rangert som alle de andre i systemet. Av denne grunn kaller vi de systemer vi begrenser oss til her for velordnete systemer.

Anta nå at <S;R> er et ordnet normativt system og at hêAlt;w(x,t) & wêI. Mao. er h et handlingsalternativ som står åpent for x ved tidspunktet t i verdenen w. Vi sier da at systemet <S;R> forbyr x ved tidspunktet t å utføre handlingen h i verdenen w hvis og bare hvis de følgende to krav er oppfylt:

(i) Max(R, Mg(n: nêS & <x,t,h>ê(n);1(w)))≠ø

(ii) (An)(nêMax(R, Mg(n': n'êS & <x,t,h>ê(n');1(w))) –> (n);2=F)

Tilsvarende definerer vi hva som menes med at systemet <S;R> tillater <x,t,h> i verdenen w, Definisjonen ovenfor behøver da bare å endres ved at vi i definiens overalt setter "T" i stedet for "F". Vi kaller et fire-tuple <x,t,h,w> for forbudt hvis og bare hvis hêAlt;w(x,t) & F;w(h,x,t). Tilsvarende kalles fire-tuplet <x,t,h,w> for tillatt hvis og bare hvis T;w(h,x,t). Et ordnet normativt system kalles adekvat hvis og bare hvis alle de fire-tupler <x,t,h,w> som det forbyr faktisk er forbudte og alle de fire-tupler som det tillater faktisk er tillatte.

La oss se på hva de disse stipulasjonene innebærer i forskjellige tilfelle.

Anta <S,R> er et velordnet normativt system og anta A;w(h,x,t). La oss tenke oss at n;1, n;2êS og at det er en konflikt mellom normene n;1 og n;2 med hensyn på <x,t,h> i verdenen w. Forutsett til slutt at det ikke finnes noen andre normer i S hvor <x,t,h> oppfyller normbetingelsen i verdenen w og at at n;1 er rangert høyere enn n;2. Da ser man at de R-maksimale elementene i

Mg(n: nêS & <x,t,h>ê(n);1(w)) bare er ett, nemlig n;1. Det følger da fra definisjonen ovenfor at <S,R> forbyr eller tillater fire-tuplet <x,t,h,w> alt ettersom (n;1);2 er F eller T. I et tilfelle av denne typen vil følgelig relasjonen R bidra til å "løse opp" normkonflikten mellom n;1 og n;2. Tilsvarende ville det være om kardinaltallet til Mg(n: nêS & <x,t,h>ê(n);1(w)) var større enn 2 og en rekke av normene i denne mengden er i konflikt med hensyn på <x,t,h> i verdenen w. Er da <S,R> velordnet og de R-maksimale elementene i denne mengden f.eks. bare tillatelsesnormer vil systemet tillate tuplet <x,t,h,w>. Er systemet i tillegg adekvat vil man ha at h er tillatt for x ved tidspunktet t i verdenen w.

Man kan også studere andre tilfeller. Anta A;w(h,x,t) og anta at <S,R> fremdeles er et velordnet normsystem i den betydningen vi nå har gjort rede for. Anta Mg(n: nêS & <x,t,h>ê(n);1(w)) inneholder en lang rekke elementer og de R-maksimale elementene i denne mengden er eksempelvis to normer n;1 og n;2 som hemholdsvis er en forbudsnorm og en tillatelsesnorm. I dette tilfelle kan vi – om vi holder oss til de definisjonene som har blitt gitt – hverken si at <S,R> forbyr eller tillater tuplet <x,t,h> i verdenen w. I dette tilfellet gir derfor ikke systemet en noen veiledning om hva som er tillatt eller forbudt.

Anta igjen at A;w(h,x,t) og at <S,R> er et velordnet normsystem. Anta at S er konfliktfritt med hensyn på triplet <x,t,h> og anta at

Mg(n: nêS & <x,t,h>ê(n);1(w))

ikke-tom. Da kan denne mengden ikke inneholde både noen forbudsnormer og noen tillatelsesnormer. Men siden <S,R> er velordnet vil mengden inneholde visse maksimale elementer og alt ettersom disse er forbuds- eller tillatelsesnormer vil <S,R> forby eller tillate tuplet <x,t,h,w>.

Er R en lineær ordning vil et normativt system av typen <S;R> utelukke alle normkonflikter der en tillatelsesnorm kommer i konflkt med en forbudsnorm om <S,R> i tillegg er velordnet i vår forstand. Dette er fordi hver aêPt(S) der a≠ø da bare vil inneholde nøyaktig et maksimalt element. Imidlertid gir ikke dette en noen opplysninger om hva som skal gjøres i de situajoner hvor alle handlingsalternativene som står åpne forbys av normene i systemet.

Den følgende situasjon er tenkelig: Anta A;w(h,x,t) og at <S,R> er et velordnet normsystem der R i tillegg er strengt lineær. Da kan det være at man har for alle h' der A;w(h',x,t) at <S,R> forbyr tuplet <x,t,h',w>. Det er da forøvrig lett å se at systemet ikke kan være adekvat.

I andre tilfelle hvor man har med et normativt system S å gjøre hvor det finnes x, t, w slik at (Eh)(A;w(h,x,t) og hvor man har:

(Ah)(A;w(h,x,t) –> (En)(nêS & (n);2=F & <x,t,h>ê(n);1(w)))

kan konflikten billegges om man innfører en R slik at systemet R blir velordnet. For det kan i visse tilfelle være slik for noen h;0 der man har A;w(h;0,x,t) at

Mg(n: nêS & <x,t,h>ê(n);1(w)) kun inneholder ett R-maksimalt element som er en tillatelsesnorm og da vil minst et av alternativene som står åpne for x ved tidspunktet t i verdenen w være tillatt av systemet <S,R> selvom denne mengden inneholder en rekke forbudsnormer.

Vår konklusjon etter disse nokså løse overveielsene er at man i visse tilfelle kan vinne noe på å betrakte ordnete normative systemer og at disse i visse situasjoner kan eliminere normkonflikter.

Helt tilslutt skal vi studere visse sider ved det følgende problem som muligens kan sies å være av marginal interesse, men som det likevel synes å være naturlig å ta opp i forbindelse med ordnete normative systemer.

Anta <S;R> er et ordnet normativt system. *Er det da alltid mulig å finne et et ordnet normativt system <S',R'> der S Inkl S' og R Inkl R' og som i tillegg er adekvat i den betydning vi tidligere har gjort rede for?*

Vi har ikke så langt greid å avgjøre dette generelt. Det er altså fullt mulig at svaret på spørsmålet er benektende. Men den følgende sats, som vi skal gi bevis for, viser at for en ganske omfattende mengde med ordnete normative systemer finnes en utvidelse av den art som nevnes i spørsmålet.

Teorem 11 Anta (+) og (++) som er nevnt i Teorem 5 holder. Anta dessuten at:

(i) $(Aw)(w\hat{e}I \rightarrow (Ea)(a\hat{e}Mg(<x,t,h>: T;w(h,x,t)) \& (An)(n\hat{e}S \rightarrow \neg(a\hat{e}(n);1(w)))))$

(ii) $(Aw)(w\hat{e}I \rightarrow (Ea)(a\hat{e}Mg(<x,t,h>: F;w(h,x,t)) \& (An)(n\hat{e}S \rightarrow \neg(a\hat{e}(n);1(w)))))$

hvor <S,R> er et hvilket som helst ordnet normativt system. Da finnes det et adekvat ordnet normativt system <S',R'> hvor S Inkl S' og R Inkl R'.

Bevis: Fra forutsetningene (i) og (ii) følger at mengden:

Mg(a: aêMg(<x,t,h>: T;w(h,x,t)) &(An)(nêS –> ¬(aê(n);1(w))) er ikke-tom for alle wêI. I følge utvalgsaksiomet må det derfor være mulig å plukke ut et element fra hver av disse mengdene. Tilsvarende betraktninger kan gjøres i forbindelse med forutsetning (ii). Det følger at det finnes to funksjoner X1, X2 der man har:

(1) Dom(X1) = Dom(X2) = I

(2) $(Aw)(w\hat{e}I \rightarrow X1(w)\hat{e}Mg(<x,t,h>: T;w(h,x,t)) \& (An)(n\hat{e}S \rightarrow \neg(X1(w)\hat{e}(n);1(w))))$

(3) $(Aw)(w\hat{e}I \rightarrow X2(w)\hat{e}Mg(<x,t,h>: F;w(h,x,t)) \& (An)(n\hat{e}S \rightarrow \neg(X2(w)\hat{e}(n);1(w))))$

Anta nå at wêI. Vi skal definere en bestemt mengde med normer Q(w). Anta:

(4) $a\hat{e}Pt(Mg(<x,t,h>: T;w(h,x,t))–\{X1(w)\})$

Vi setter da per definisjon:

(5) $C1;a(w) = \{<w,aU\{X1(w)\}>\} \cup \{<w',ø>: w'\neq w\}$

Man ser da lett at $C1;a(w)`w = aU\ X1(w)$ Inkl Mg(<x,t,h>: T;w(h,x,t)) Inkl Mg(<x,t,h>: A;w(h,x,t))

og at $C1;a(w)`w' = ø$ Inkl Mg(<x,t,h>: A;w(h,x,t)) om w'≠w.

Dette innebærer at C1;a(w) er en normbetingelse. Vi har derfor om vi definerer H(w) ved å sette:

(6) H(w) = Mg(<C1;a(w),T>: aêPt(Mg(<x,t,h>: T;w(h,x,t))–{X1(w)}))

at H;w er en klasse med normer. Tilsvarende definerer vi om man antar:

(7) bê Pt(Mg(<x,t,h>: F;w(h,x,t))–{X2(w)})

og definerer C2;b(w) ved:

(8) C2;b(w) = {<w,aU{X2(w)}>} U {<w',ø>: w'≠w}

Da ser man også at C2;b(w) er en normbetingelse og at hvis man definerer:

(8.1) J(w) = Mg(<C2;a(w),F>: aêPt(Mg(<x,t,h>: F;w(h,x,t))–{X2(w)}))

at J(w) er en normklasse. Vi setter nå

(9) Q(w) = H(w)UJ(w) om wêI. Videre definerer vi S;0 = UN/wêI/(Q(w)).

Tilslutt defineres S' og R' slik:

(10) S' = S U S;0 = S U UN/wêI/(Q(w))

(11) R' = Mg(<x,y> : <x,y>êR v (x,yêS;0) v (yêS & xêS;0))

Det fremgår fra de definisjonene vi har gitt at alle elementene i Q(w) er normer. Derfor vil alle elementene i S;0 være det. Det følger at S' er et normativt system og at (12) S Inkl S'. Videre har man åpenbart at (13) R Inkl R'. Det siste fremgår direkte fra definisjonen av R', (11).

Det første som vi ønsker å bevise er at (14) S;0ΩS =ø. Anta for reduktio ad absurdum at det finnes noe x der (15) xêS;0 & xêS. Da har man xêS;0 og fra definisjonen av S;0 og (9) følger at det må finnes wêI slik at (16) xêH(w)UJ(w).

(a) Er xêH(w) har vi i lys av (6) at det finnes a der

(17) aêPt(Mg(<x,t,h>: T;w(h,x,t))–{X1(w)}))

og der (18) x=<C1;a(w),T>. Siden xêS ifølge (15), følger ved hjelp av (2) at (19) ¬(X1(w)ê(x);1(w)). Men (x);1(w) = C1;a(w)‘w = aU {X1(w)} i lys av (5). Det følger i så fall at X1(w)ê(x);1(w). Men dette strider mot (19).

(b) Er xêJ(w) følger det at det finnes b der:

(20) b Inkl Mg(<x,t,h>: F;w(h,x,t))–{X2(w)}) og der man dessuten har:

(21) x= <C2;b(w),F>. Siden xêS følger da ved hjelp av (3) at ¬(X2(w)ê(x);1(w)). Men (x);1(w) = C2;b(w)‘w= b U {X2(w)}. Men da X2(w)ê(x);1(w) som åpenbart gir en en selvmotsigelse.

Antagelsen (15) leder altså til en motsigelse uansett. Det følger at (14) holder.

Man må også vise at R' er en preordning mao. at den er refleksiv og transitiv gitt at R er det. R er selvfølgelig en preordning siden vi forutsetter at <S,R> er et ordnet normativt system.

Anta xêS'. Da har vi enten xêS , og siden R er refleksiv over S følger <x,x>êR Inkl R', eller så er xêS;0 og da følger ved hjelp av (11) at <x,x>êR'. Dette viser at R' er refleksiv.

Anta x,y,zêS' og at xR'y & yR'z ie. <x,y>êR' & <y,z>êR'. Er da <x,y>êR og <y,z>êR følger at <x,z>êR Inkl R' siden R er transistiv. Er <x,y>êR & y,zêS;0 følger xêS & yêS;0, men også, siden R Inkl S^2, at yêS. Da yêS &yêS;0 som er umulig. Er <x,y>êR & yêS;0 &zêS har vi også yêSΩS;0 som er umulig. Har vi x,yêS;0 & <y,z>êR følger xêS;0 & zêS og da <x,z>êR'. x,yêS;0 og y,zêS;0 har vi også <x,z>êS;0^2 Inkl R'. Er videre x,yêS;0 & yêS;0 & zêS har vi xêS;0 & zêS og derfor <x,z>êR'. >x,z> holder også i de resterende tre tilfellene noe leseren selv lett kan overbevise seg om. Det følger at (21) R' er en preordning over S'. Det er også nødvendig å vise at (*) <S',R'> er et adekvat normsystem. Det må da bevises at alle tupler <x,t,h,w> der wêI & A;w(h,x,t) som forbys av systemet <S',R'> faktisk er forbudt og at alle slike tupler som tillates av systemet faktisk er tillatt.

(I) Anta at <x,t,h,w> der wêI & A;w(h,x,t) er et tuple som forbys av <S',R'>. Dette innebærer at

(22) Max(R', Mg(n: nêS'& <x,t,h>ê(n);1(w)))≠ø og at

(23) (An)(nêMax(R', Mg(n: nêS'& <x,t,h>ê(n);1(w))) –> (n);2=F)

Vi må da vise at F;w(h,x,t). Anta for reduktio ad absurdum at (24) ¬F;w(h,x,t). Siden A;w(h,x,t) har vi da i lys av A4 at (25) T;w(h,x,t). Vi ønsker nå å vise:

(26) Max(R', Mg(n: nêS' & <x,t,h>ê(n);1(w))) Inkl H(w)

For fra dette, (22) og (23) følger det at det finnes nêH(w) der (n);2=F. Men dette innser man at er umulig om man studerer definisjonen av H(w). Fra denne definisjonen følger (An) (nêH(w) –> (n);2=T). Dette gir oss en motsigelse.

Anta derfor for vilkårlig n;0 at

(27) n;0êMax(R', Mg(n: nêS'& <x,t,h>ê(n);1(w)))

Da følger ved hjelp av definisjonen av Max at:

(28) n;0êS' & <x,t,h>ê(n;0);1(w)

Fra (25) følger at <x,t,h>ê Mg(<x,t,h>: T;w(h,x,t)) Er <x,t,h>=X1(w) har vi at <x,t,h>êC1;ø(w)‘w (Jmf. definisjonen av "C1;a(w)") og derfor – om vi setter q=<C1;ø(w),T> at

qêH(w) Inkl S;0 & <x,t,h> ê(q);1(w).

Er på den annen side <x,t,h>≠X1(w) kan vi sette p= {<x,t,h>} og vi har da <x,t,h>êC1;p(w)‘w. Setter man derfor r=<C1;p(w),T> har man at rêH(w) Inkl S;0 og at <x,t,h>ê(r);1(w). I begge tilfelle følger at det finnes n1 slik at:

(29) n1êS;0 & <x,t,h>ê(n1);1(w)

Anta mot formodning at n;0êS. Da har vi ved hjelp av definisjonen av R' at n;0 er slik at n1R'n;0 & ¬(n;0R'n1). Fra dette og (29) følger i så fall at (27) ikke holder. Vi må derfor ha at n;0ê(S'–S)=S;0. Da har vi (30) n;0êQ(w;1) for noe w;1êI. Ved hjelp av (9) følger det at vi da må ha enten (a) n;0êH(w;1) eller (b) n;0êJ(w;1).

Tilfelle (a): n;0êH(w;1). Da har vi for noe a at n;0=<C1;a(w;1),T> der a Inkl [Mg(<x,t,h>: T;w(h,x,t)) – {X1(w;1)}]. Ved hjelp av (28) følger fra dette <x,t,h>ê(n;0);1(w) dvs. <x,t,h>êC1;a(w;1)‘w. Siden C1;a(w;1)‘w =ø om w;1≠w følger da w=w;1. Men i så tilfelle er n;0êH(w).

Tilfelle (b): n;0êJ(w;1). Da har vi for noe b at n;0 = <C2;b(w;1),F> der b Inkl [Mg(<x,t,h>: F;w(h,x,t)) – {X2(w;1)}. Fra (28) følger da at <x,t,h>ê(C2;b(w;1))‘w. Da må w;1=w og vi har at

<x,t,h>êb U {X2(w;1)} Inkl Mg(<x,t,h>: F;w(h,x,t)) (i lys av (3)). Men da har man F;w(h,x,t) som strider mot (25). Fastholder vi derfor (25) har vi en motsigelse og dette tilfellet er dermed utelukket.

Vi har derfor n;0êH(w). Men vi antok at n;0 var et vilkårlig objekt som oppfylte kravet (27). Det følger at (26) holder.

(II) Vi må også vise at alle de tupler som tillates av <S',R'> faktisk er tillatte. Dette gjøres på samme måte som under (I). Man behøver faktisk bare å "bytte" om "T" og "F", "T;w(h,x,t)" og "F;w(h,x,t)", "H(w)" og "J(w)" samt overalt å se på C1;a(w) der det står C2;a(w) og omvendt. Det synes derfor unødvendig å gå detaljert gjennom denne delen av beviset.

Dermed har vi konstruert et fullstendig bevis for teoremet. **Q.E.D.**

§12

Vi skal nå avslutte våre betraktninger med en kort oppsummering og konklusjon.

Hensikten med dette arbeid var å presisere begrepet norm og begrepet normsystem innenfor en bestemt språkramme og så vise endel satser som gjelder om normer og normsystemer innenfor denne rammen. Som man nå har iaktatt har vi gjennomført denne delen av vårt projekt. Hvis man aksepterer de primitive predikater i språket til E;3 som

meningsfulle og også aksepterer vår utvidelse av dette språk til L;N synes det ikke å være noen avgjørende innvendinger mot de definisjoner vi har gitt av de nevnte begreper. Hvis man videre aksepterer eksistensen av utsagn, egenskaper og mulige verdener synes det også vanskelig å finne noen spesielle innvendinger mot teorien E;3. Når det gjelder A0 – A9 finner vi det også vanskelig å se noen rimelige innvendinger mot disse om man aksepterer de forutsetninger som her har blitt gjort, nemlig at L;N er et meningsfullt språk og E;3 en intuitivt rimelig teori om L;N aksepteres. Det bør noteres at det har vært hensikten å diskutere visse sider ved normbegrepet under disse forutsetninger og at det ikke har vært vårt mål å diskutere selve disse forutsetningene. En nærmere diskusjon av E;3 ville ha vært upassende her, om ikke annet så av plasshensyn. Og vi har ingen illusjoner om at dette skulle være noen totalt ukontroversiell teori.

Teorien N1 fremkommer når språket til E;3 utvides slik at man får L;N, og E;3 innenfor denne rammen suppleres med aksiomene A0 – A9 og de andre definisjonene vi har innført. Denne teori kan sies å være en helt generell teori om normer. Den impliserer, under visse forutsetninger som vi har nevnt, eksistensen av et mangfold av gyldige normative systemer. Imidlertid bør vel teorien seg selv karakteriseres som forholdsvis nøytral i forhold til mer omstridte etiske spørsmål. Dette er som det bør være. Vi har ikke her vært interessert i å fremsette noen konkrete normer for hva man skal eller ikke bør gjøre i livets forskjellige vanskelige situasjoner. Det finnes innenfor den moralfilosofiske og religiøse litterartur et utall av forskjellige moraldekreter av mer eller mindre plausibel art som den interesserte kan studere. Det skulle derfor ikke være forbundet med uforholdsmessig store problemer å gi eksempler. Men det faller utenfor den målsetting som ble satt for dette skrift å gjennomføre en nærmere diskusjon av konkrete moralsystemer. Vi må derfor forbli tause på dette punkt.

***

Referanser

Referanser

Bergstrøm [1], Bergstrøm, Lars, *The alternatives and consequences of actions* , 1966, Stockholm
Chellas [1], Chellas, Brian, *The Logical Form of Imperatives*, Perry Lane Press, Standford, California 1969
Chellas [2], Chellas, Brian F., *Modal Logic*, Cambridge University Press, 1980
Halldén [1], Halldén, Søren, *On the Logic of "Better",* Lund, 1957
Hansson [1], Hansson, Bengt, *Choice structures and preference relations*, Synthese 18, (1968), pp 443–458
Hansson [2], Hansson, Bengt, *Fundamental Axioms for Preference Relations*, Synthese 18, (1968), pp 423–442
Prawitz [1], Prawitz, Dag, *Utilitarism och alternativen til handlingar* , Sanning Dikt Tro. Til Ingemar Hedenius den 5 april 1968, Stockholm, Bonniers, 1968
Rognes [1], Rognes, Morten, *En oversikt over definisjoner av sentrale begreper i den klassiske predikatlogikk og mengdelære*, Maskinskrevet manuskript, 1985
Rognes [2], Rognes, Morten, *ZFC og eksistensen av urindivider*, Maskinskrevet manuskript, 1985
Rognes [3], Rognes, Morten, *En teori om presise deskriptive utsagn*, Maskinskrevet manuskript, 1985
Rognes [4], Rognes, Morten, *Egenskaper. Del I.* , Maskinskrevet manuskript, 1986
Rognes [5], Rognes, Morten, *Egenskaper. Del II, Bevis for teoremer.*, Maskinskrevet manuskript, 1987
Rognes [6], Rognes, Morten, *Studier i semantikk og erkjennelsesteori. Del I* , Maskinskrevet manuskript, 1978
Rognes [7], Rognes, Morten, *Studier i semantikk og erkjennelsesteori. Del II* , Upublisert manuskript, 1978
Shoenfield [1], J. R. Shoenfield, "Mathematical Logic", Addison Wesley, 1967
von Wright [1], von Wright, Georg Henrik, *The Logic of Preference*, Edinburg, 1963

***